

# THÈSE

présentée en vue de  
l'obtention du titre de

**DOCTEUR**

de

**L'ÉCOLE NATIONALE SUPÉRIEURE  
DE L'AÉRONAUTIQUE ET DE L'ESPACE**

**SPÉCIALITÉ : SYSTÈMES AUTOMATIQUES**

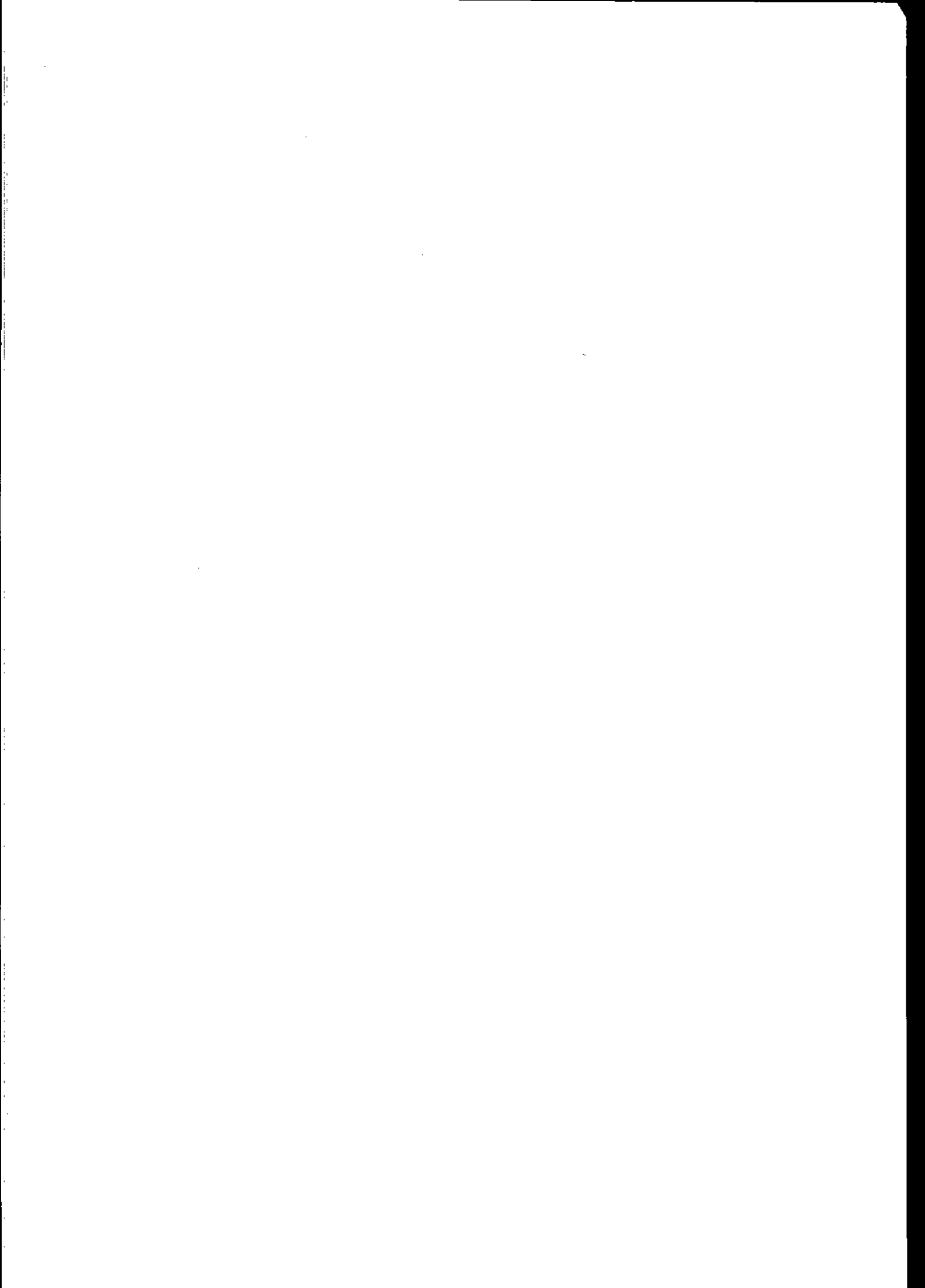
par

**Laurent MAGNE**

**COMMANDE OPTIMALE DÉCENTRALISÉE DU TRAFIC URBAIN**

Soutenue le 5 février 2001 devant la Commission d'Examen :

<b>MM.</b>	<b>J.-B. LESORT</b>	<b>Président - Rapporteur</b>
	<b>J. BARCELO BUGEDA</b>	<b>Rapporteur</b>
	<b>J.-L. FARGES</b>	<b>Directeur de thèse (2<sup>e</sup> et 3<sup>e</sup> année)</b>
	<b>J.-J. HENRY</b>	<b>Directeur de thèse (1<sup>re</sup> année)</b>
	<b>J.-P. QUADRAT</b>	<b>Rapporteur</b>



## Remerciements

Les travaux présentés dans ce mémoire de thèse de l'école doctorale systèmes automatiques ont été effectués, dans le cadre de la formation doctorale de l'École Nationale Supérieure de l'Aéronautique et de l'Espace (ENSAE), à l'Office National d'Études et de Recherches Aérospatiales - centre de Toulouse (ONERA-CERT). Je tiens à exprimer ma reconnaissance à son directeur, Monsieur François Jouaillec, pour m'avoir accueilli dans son établissement. Mes remerciements vont aussi à Monsieur Jean-Pierre Jung responsable du Département Commande des Systèmes et Dynamique du Vol (DCSD) de l'ONERA lorsque j'ai débuté cette thèse.

Je remercie Monsieur André Fossard responsable de la formation automatique et systèmes à l'ENSAE.

Je remercie Monsieur Jean-Jacques Henry pour m'avoir accueilli dans l'équipe transport et pour m'avoir encadré durant ma première année de thèse. Je remercie également Madame Magali Barbier et Monsieur Jean-François Gabard, membres de cette équipe, pour m'avoir entouré de leurs précieux conseils.

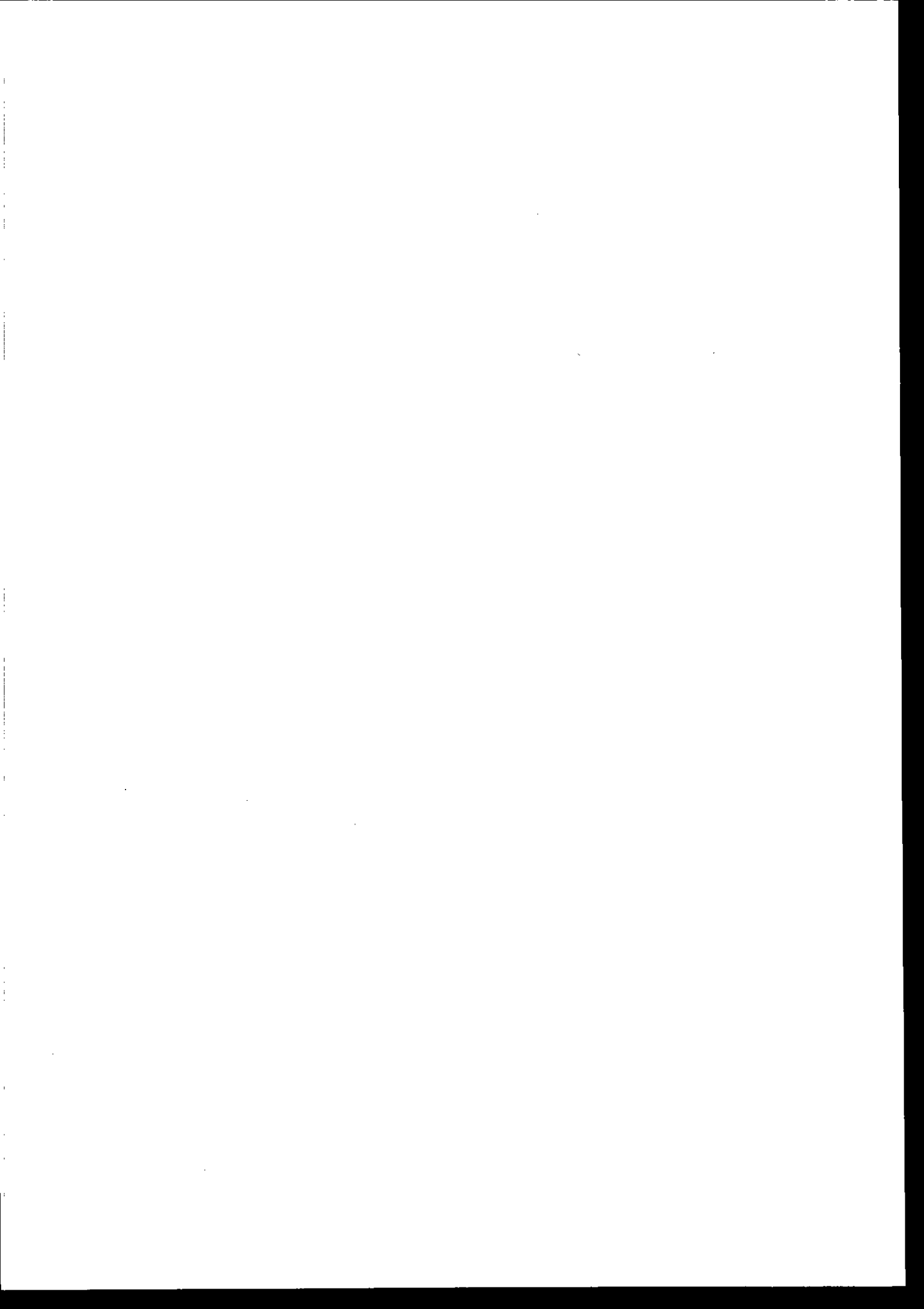
Toute ma reconnaissance va à mon directeur de thèse, Monsieur Jean-Loup Farges, pour sa confiance et sa contribution à cette thèse. Sa disponibilité, ses connaissances en automatique et son expérience en régulation du trafic ont su faire de ces années de travail un véritable plaisir.

Par ailleurs, je tiens à remercier vivement Monsieur Lessort qui a accepté de présider le jury ainsi que Messieurs Barcelò et Quadrat, membres du jury, pour leur présence et le temps qu'ils ont consacré à lire mes travaux.

Je remercie le personnel du DCSD, ingénieurs, doctorants ou stagiaires pour leur accueil et leur bonne humeur quotidienne. Je tiens à remercier particulièrement Messieurs Carton, Correge, Lemaitre et Verfaillie pour toute l'aide technique qu'ils ont su m'apporter.

J'adresse aussi de sincères remerciements à Madame Arendo et Monsieur Guillemot pour leur assistance.

Enfin, je remercie mon épouse pour m'avoir soutenu et supporté au cours de ces années de thèse.



# Sommaire

<b>INTRODUCTION</b>	<b>1</b>
<b>CHAPITRE I CONTEXTE</b>	<b>3</b>
1 INTRODUCTION	3
2 LA RÉGLEMENTATION INTERNATIONALE	3
2.1 TEXTES EXISTANTS	3
2.2 DÉFINITION DES FEUX DE CIRCULATION PERMANENTS	3
2.3 SIGNIFICATION GÉNÉRALE DES COULEURS	4
2.3.1 Feux verts	4
2.3.2 Feux jaunes	4
2.3.3 Feux rouges	4
2.4 LES DIFFÉRENTS TYPES DE SIGNAUX	4
2.5 CONTRAINTES ET RECOMMANDATIONS	4
2.5.1 Durée de vert minimum	4
2.5.2 Orange et rouges barrages	5
2.5.3 Les contraintes de temps de service	5
3 MÉTHODES TRADITIONNELLES DE COMMANDE DES FEUX	5
3.1 INTRODUCTION	5
3.2 LES MÉTHODES HORS LIGNE	6
3.2.1 Position du problème	6
3.2.2 Les méthodes analytiques	6
3.2.3 Les méthodes algorithmiques	9
3.2.4 Mise en œuvre	9
3.3 LES MÉTHODES EN LIGNE	10
3.3.1 Commande d'une intersection isolée	10
3.3.2 Commande d'un réseau d'intersection	13
4 CONCLUSION	19
<b>CHAPITRE II L'APPROCHE COMMANDE OPTIMALE</b>	<b>21</b>
1 INTRODUCTION	21
2 MODÈLE POUR L'OPTIMISATION DU TEMPS PERDU	22
2.1 EXPRESSION DU TEMPS PERDU	22
2.2 LE MODÈLE DE QUEUE VERTICALE	23
2.3 AUTRES ÉTATS	25
3 COORDINATION	26
3.1 INTRODUCTION	26
3.2 COMMUNICATIONS NÉCESSAIRES AU CALCUL DES ARRIVÉES	27
3.3 COMMUNICATIONS NÉCESSAIRES AU CALCUL DES DÉPARTS	29
3.3.1 Introduction	29
3.3.2 Absence de communication	30
3.3.3 Communication de places libres	30
3.3.4 Communication de libération de places	31
4 ESTIMATION	33
5 OPTIMISATION	33
6 VÉHICULES PRIORITAIRES	34
7 ÉVALUATION SUR SITE	34
8 CONCLUSION	35

<b>1</b>	<b>INTRODUCTION</b>	<b>37</b>
<b>2</b>	<b>LES OBJECTIFS DU MODÈLE</b>	<b>37</b>
2.1	UN MODÈLE POUR LA PRÉDICTION	37
2.2	UTILISATION POUR L'ESTIMATION	38
2.2.1	Généralités	38
2.2.2	Estimation de la queue verticale	39
<b>3</b>	<b>LA PRISE EN COMPTE DES INCERTITUDES</b>	<b>43</b>
3.1	CALCUL DES ESPÉRANCES D'ARRIVÉES	45
3.2	CALCUL DES ESPÉRANCES DES DÉPARTS	45
3.3	CONCLUSION SUR LA MODÉLISATION RETENUE	47
<b>4</b>	<b>LE CALCUL DES ARRIVÉES EN QUEUE VERTICALE</b>	<b>47</b>
4.1	INTRODUCTION	47
4.2	LES DONNÉES COMMUNIQUÉES PAR UN CARREFOUR EN AMONT	47
4.3	MESURES ISSUES DES CAPTEURS	48
4.3.1	Présentations des différents types de capteurs	48
4.3.2	Les postes de mesure éloignés	48
4.3.3	Les postes de mesure proches	49
4.4	LA PRISE EN COMPTE DE LA DISPERSION DES VITESSES	49
4.5	AGRÉGATION ET FILTRAGE DES DIFFÉRENTES INFORMATIONS	50
4.5.1	Filtrage de l'historique prédit par un poste de mesures éloigné	50
4.5.2	Filtrage de l'historique éloigné par un poste de mesures proche	51
4.6	RÉCAPITULATIF DU CALCUL DES ARRIVÉES EN QUEUE VERTICALE	54
4.7	APERÇU DES POSSIBILITÉS D'APPLICATION	55
<b>5</b>	<b>LE CALCUL DES DÉPARTS DE QUEUE VERTICALE</b>	<b>56</b>
5.1	INTRODUCTION	56
5.2	LE DÉBIT AUTORISÉ PAR UN FEU	56
5.3	CONFLITS NON RÉSOLUS PAR LES FEUX	57
5.4	LE DÉBIT MAXIMUM ADMISSIBLE PAR UNE SORTIE	57
5.4.1	introduction	57
5.4.2	Modélisation du débit maximum en entrée de voie	57
5.4.3	Modèle d'évolution des places libres	59
5.5	CONSÉQUENCES DE LA SATURATION DES SORTIES	64
5.5.1	Introduction	64
5.5.2	Voie unique débitant vers plusieurs sorties	65
5.5.3	Deux voies débitant vers plusieurs sorties	65
5.5.4	Généralisation	66
5.5.5	Conséquences sur le modèle	67
5.5.6	Modélisation des blocages entre voies adjacentes	70
5.6	ALGORITHME DE CALCUL DES DÉPARTS DE VOIE	71
<b>6</b>	<b>CONCLUSION</b>	<b>72</b>

<b>1</b>	<b>INTRODUCTION</b>	<b>73</b>
<b>2</b>	<b>RÉDUCTION DE L'ESPACE DE RECHERCHE</b>	<b>73</b>
2.1	INTRODUCTION	73
2.2	RECENSEMENT DES PHASES UTILES	74
2.2.1	Introduction	74
2.2.2	Définition des paires de feux compatibles	75
2.2.3	Recherche des ensembles de compatibles maximaux	77
2.2.4	Exemple de recherche de l'ensemble des phases	78
2.3	LE CHOIX DES PHASES À UTILISER POUR LA COMMANDE	79
2.3.1	Introduction	79
2.3.2	Une problématique commune : la minimisation du temps perdu	80

2.3.3	Phases obligatoires	80
2.3.4	Autres phases	81
2.3.5	Calcul de la durée de cycle minimale	81
2.3.6	Élimination d'une phase et conséquences sur le cycle	82
2.3.7	Traduction de la suppression d'une phase	82
2.3.8	Algorithme de recherche des phasages optimaux	85
2.4	<b>VALIDATION EN SIMULATION DE LA PROCÉDURE DE CHOIX DES PHASES</b>	<b>86</b>
2.4.1	Présentation de l'exemple d'application	86
2.4.2	Recensement des phases utiles possibles	87
2.4.3	Détermination des phasages optimaux	87
2.4.4	Application hors ligne à TRANSYT et PRODYN	88
2.5	<b>CONCLUSION ET PERSPECTIVES</b>	<b>89</b>
<b>3</b>	<b>CRITÈRE UTILISÉ</b>	<b>90</b>
3.1	LE CRITÈRE TEMPS PERDU TOTAL	90
3.2	TRAITEMENT DES PRIORITÉS	91
3.2.1	Axes prioritaires	91
3.2.2	Véhicules prioritaires	91
3.3	COORDINATION EN RÉGIME SATURÉ	92
<b>4</b>	<b>ALGORITHME D'OPTIMISATION</b>	<b>93</b>
4.1	INTRODUCTION	93
4.2	LA PROGRAMMATION DYNAMIQUE DIRECTE	94
4.3	LE BRANCH AND BOUND INTERRUPTIBLE	95
4.3.1	Les algorithmes d'énumération par séparation et évaluation	95
4.3.2	Particularités de l'application	96
4.3.3	Algorithme	97
4.4	RECHERCHE DES PHASES SUIVANTES POSSIBLES	97
4.4.1	Introduction	97
4.4.2	Modélisation des transitions autorisées	97
4.4.3	Prise en compte des contraintes	98
<b>5</b>	<b>PROBLÈME D'OPTIMISATION RÉSOLU</b>	<b>101</b>
5.1	CRITÈRE	101
5.2	ÉQUATION D'ÉTAT	101
5.3	CONTRAINTES	101
5.4	VARIABLES D'OPTIMISATION	102
<b>6</b>	<b>PERFORMANCES DE L'OPTIMISATION</b>	<b>102</b>
<b>7</b>	<b>CONCLUSION</b>	<b>104</b>

---

**CHAPITRE V ÉVALUATION DES PERFORMANCES** **105**

<b>1</b>	<b>L'ANALYSE EN SIMULATION</b>	<b>105</b>
1.1	LE SIMULATEUR UTILISÉ	105
1.2	L'ANALYSE DES RÉSULTATS DE SIMULATION	105
<b>2</b>	<b>MODÉLISATION DES INCERTITUDES</b>	<b>106</b>
2.1	SCÉNARIOS	106
2.2	INCERTITUDES D'ITINÉRAIRES	108
2.2.1	Résultats	108
2.2.2	Commentaires	110
2.3	INCERTITUDES DE VITESSE	113
2.3.1	Résultats	113
2.3.2	Commentaires	114
2.4	CONCLUSION	117
<b>3</b>	<b>MODÉLISATION DES ÉLARGISSEMENTS</b>	<b>117</b>
3.1	SCÉNARIOS	117
3.2	COMMANDE NON SYNCHRONE	118
3.2.1	Résultats	118

3.2.2	Commentaires	120
3.3	COMMANDE SYNCHRONE	120
3.3.1	Résultats	120
3.3.2	Commentaires	123
3.4	CONCLUSION	123
<b>4</b>	<b>COORDINATION DES COMMANDES</b>	<b>123</b>
4.1	SCÉNARIOS	123
4.2	COORDINATION EN RÉGIME SATURÉ	125
4.2.1	Résultats	125
4.2.2	Commentaires	126
4.2.3	Conclusion	126
4.3	INFLUENCE DES COMMUNICATIONS	126
4.3.1	Résultats	126
4.3.2	Commentaires	127
4.3.3	Conclusion	129
<b>5</b>	<b>TRAITEMENT DES VÉHICULES PRIORITAIRES</b>	<b>129</b>
5.1.1	Résultats	129
5.1.2	Commentaires	133
5.1.3	Conclusion	134
<b>6</b>	<b>CONCLUSION</b>	<b>134</b>

---

**CONCLUSION GÉNÉRALE** **135**

---

**REFERENCES BIBLIOGRAPHIQUE** **137**

---

**ANNEXE A LES DIFFÉRENTS TYPES DE SIGNAUX** **143**

<b>1</b>	<b>SIGNAUX TRICOLORES CIRCULAIRES (R 11)</b>	<b>143</b>
<b>2</b>	<b>SIGNAUX BICOLORES DESTINÉS AUX PIÉTONS (R 12)</b>	<b>143</b>
<b>3</b>	<b>SIGNAUX TRICOLORES MODAUX (R 13)</b>	<b>143</b>
<b>4</b>	<b>SIGNAUX TRICOLORES DIRECTIONNELS (R 14)</b>	<b>143</b>
<b>5</b>	<b>SIGNAUX MODAUX D'ANTICIPATION (R 15)</b>	<b>144</b>
<b>6</b>	<b>SIGNAUX DIRECTIONNELS D'ANTICIPATION (R 16)</b>	<b>144</b>
<b>7</b>	<b>SIGNAUX POUR TRAMWAYS (R 17)</b>	<b>144</b>
<b>8</b>	<b>SIGNAUX DIRECTIONNELS POUR TRAMWAYS (R 18)</b>	<b>144</b>
<b>9</b>	<b>SIGNIFICATIONS PARTICULIÈRES DU JAUNE CLIGNOTANT</b>	<b>144</b>
<b>10</b>	<b>AUTRES SIGNAUX LUMINEUX DE CIRCULATION</b>	<b>145</b>

---

**ANNEXE B LES DIFFÉRENTS TYPES DE CAPTEURS** **147**

<b>1</b>	<b>LES BOUCLES ÉLECTROMAGNÉTIQUES</b>	<b>147</b>
<b>2</b>	<b>LE CAPTEUR HYPER-FRÉQUENCES (RADAR)</b>	<b>148</b>
<b>3</b>	<b>LE CAPTEUR PIÉZO-CÉRAMIQUE</b>	<b>148</b>
<b>4</b>	<b>L'EXPLOITATION DE L'IMAGE VIDÉO</b>	<b>148</b>
<b>5</b>	<b>LES CAPTEURS MAGNÉTIQUES</b>	<b>148</b>
<b>6</b>	<b>LE LASER</b>	<b>148</b>
<b>7</b>	<b>LA FIBRE OPTIQUE</b>	<b>149</b>

---

**ANNEXE C LA STRATIFICATION DES MESURES** **151**

<b>1</b>	<b>DÉFINITION DU PROBLÈME</b>	<b>151</b>
<b>2</b>	<b>LA STRATIFICATION</b>	<b>152</b>
<b>3</b>	<b>LE PROGRAMME D'ANALYSE</b>	<b>153</b>



# INTRODUCTION

Depuis l'invention de l'automobile, le nombre de véhicules en circulation n'a cessé d'augmenter. Pour des raisons évidentes de sécurité, il a fallu mettre rapidement en place des signaux lumineux pour régler la circulation au niveau des intersections. Il s'est alors posé le problème du calcul des instants de début et de fin de vert pour chaque feu.

Pour résoudre ce problème, les premières méthodes développées furent des stratégies en boucle ouverte : Ces méthodes permettent de calculer, en fonction de débits moyens relevés lors de campagnes de mesure sur le terrain, des plans de feux fixes qui sont ensuite implantés dans les contrôleurs de carrefour. Cependant, de telles méthodes ne sont pas capables de s'adapter aux variations de trafic et les plans nécessitent une remise à jour régulière. Pour palier ces inconvénients, on a vu ensuite apparaître des stratégies de commande en boucle fermée capables d'adapter, en temps réel, leur commande à la situation de trafic courante. Depuis une vingtaine d'années, des recherches ont permis de mettre au point des méthodes de régulation basées sur une estimation d'état, une optimisation de la commande sur un horizon glissant et une coordination entre les carrefours. Ces méthodes dites de commande optimale fonctionnent avec une période d'échantillonnage de quelques secondes. Ce mémoire, qui s'inscrit dans la continuité des recherches effectuées sur ces méthodes, est composé de cinq chapitres :

Le chapitre I présente le problème de la commande des feux de circulation ainsi qu'une étude bibliographique sur les méthodes classiques de commande boucle ouverte et boucle fermée.

Le chapitre II est consacré à l'approche commande optimale. Il présente le fonctionnement des différentes méthodes existantes et commercialisées. Il décrit le modèle d'évolution du trafic qui permet l'estimation du temps perdu par les usagers. Les communications entre carrefours, qui sont nécessaires lorsque ce modèle est utilisé de manière distribuée, sont étudiées. Le résultat de cette étude permet de spécifier les communications nécessaires pour améliorer les performances de la commande dans des conditions de trafic dense.

Le chapitre III montre, qu'à partir du moment où on assure, à l'aide de la commande, la stabilité de l'estimation réalisée, un modèle peut être utilisé non seulement pour la prédiction mais aussi pour l'estimation. Il propose ensuite un modèle permettant de prendre en compte les principales incertitudes liées au trafic tout en évitant l'énumération complète des différentes évolutions possibles de l'état d'un carrefour. Ce

modèle vise à la fois à améliorer la représentation des conditions de trafic denses mais aussi à apporter une robustesse vis à vis d'éventuelles erreurs d'identification des paramètres utilisés.

Le chapitre IV présente et valide une méthode de réduction de l'espace de recherche de la commande, basée sur le regroupement de feux en phases, n'entraînant pas de perte significative d'optimalité. Il expose les modifications qui ont été apportées au critère pour prendre en compte les véhicules prioritaires, pouvoir privilégier certains axes de circulation et renforcer la coordination en régime saturé. La dernière partie de ce chapitre est relative à la procédure d'optimisation retenue et à ses performances en termes de temps de calcul.

Le chapitre V est consacré aux résultats de simulation, qui valident l'approche proposée. Cette validation porte sur le traitement des incertitudes, la modélisation des élargissements, la coordination et la prise en compte des véhicules prioritaires.

## 1 INTRODUCTION

La commande de ces feux de circulation est contrainte par des textes législatifs en vigueur et a connu des évolutions depuis son apparition. Ces textes ainsi qu'un historique et une classification des différentes techniques traditionnelles de commande de feux sont présentés dans ce chapitre.

## 2 LA REGLEMENTATION INTERNATIONALE

### 2.1 Textes existants

Reconnaissant que l'uniformité internationale des signaux routiers est nécessaire pour faciliter la circulation internationale et pour accroître la sécurité sur la route, une convention internationale sur la signalisation routière a été conclue à Vienne le 8 novembre 1968. En 1997, cette convention a été adoptée par 47 états (parmi lesquels se trouve la quasi totalité des états européens). L'introduction et la présentation des règles de commandes des feux de circulation permanents, s'appuie donc sur l'état de cette convention au 1<sup>er</sup> octobre 1997 [CON 97], et sur ses récentes modifications publiées au journal officiel de la république française du 17 mars 1999.

### 2.2 Définition des feux de circulation permanents

Les signaux lumineux d'intersection sont destinés à séparer dans le temps les principaux mouvements de véhicules et de piétons en conflit dans une intersection. Leur usage peut être étendu à la protection de traversées pour piétons en pleine voie ou à la gestion d'alternats pour le franchissement de sections de routes étroites. Les feux lumineux réglementant la circulation des véhicules ou la traversée des piétons sont verts, jaunes ou rouges, le jaune et le rouge pouvant être clignotants ; ils sont blancs lorsqu'ils ne concernent que les tramways. Ils peuvent être groupés en ensembles de feux tricolores ou bicolores ou unicolores. Les feux destinés aux véhicules sont généralement circulaires. Ils peuvent comporter un pictogramme qui précise à quels véhicules ils s'adressent, ou des signes spécifiques pour les feux destinés aux tramways. Les feux destinés aux piétons sont verts et rouges. Ils comportent un pictogramme.

## **2.3 Signification générale des couleurs**

### **2.3.1 Feux verts**

Un feu vert fixe signifie autorisation de passer la ligne d'effet du signal. Le mot «signal» désigne le message transmis et souvent, par extension, le feu ou l'ensemble de feux qui le fournit. Toutefois, un feu vert destiné à régler la circulation à une intersection ne donne pas aux conducteurs l'autorisation de passer si, dans la direction qu'ils vont emprunter, l'encombrement de la circulation est tel qu'ils ne sont pas certains de dégager l'intersection avant le passage au vert d'un feu associé à un mouvement conflictuel.

La notion de phase est liée à l'utilisation du vert : Une phase est définie comme un ensemble de feux pouvant être simultanément au vert, c'est à dire un ensemble de feux autorisant des mouvements compatibles entre eux.

### **2.3.2 Feux jaunes**

Un feu jaune (orange) fixe signifie aux conducteurs de véhicules interdiction de franchir la ligne d'effet du signal. Cette interdiction ne joue pas dans le cas où, à l'allumage du feu jaune, le conducteur ne peut plus arrêter son véhicule dans des conditions de sécurité suffisante avant la ligne d'effet du signal.

Un feu jaune clignotant a pour objet d'attirer l'attention des conducteurs sur un danger particulier. Il autorise le franchissement de la ligne d'effet du signal mais avec une prudence renforcée.

### **2.3.3 Feux rouges**

Un feu rouge, fixe ou clignotant, signifie aux véhicules interdiction de passer la ligne d'effet. Pour les piétons, le feu rouge fixe qui lui est destiné signifie interdiction de s'engager sur la chaussée ou obligation de la dégager au plus vite.

## **2.4 Les différents types de signaux**

Les différents types de signaux pouvant être rencontrés sont présentés à titre d'information dans l'Annexe A. Sans rentrer dans les détails on peut constater qu'en fonctionnement normal tous ces signaux ont un fonctionnement cyclique qui peut être décomposé en deux états principaux: passage autorisé / passage interdit souvent reliés par un état de transition.

## **2.5 Contraintes et recommandations**

### **2.5.1 Durée de vert minimum**

Quand le vert vient d'être donné par un feu, il doit être maintenu pendant une durée minimale, afin de permettre aux véhicules présents d'avoir le temps de démarrer. Des

contraintes sur la durée minimale du vert donné par un feu sont donc introduites. En France, la durée minimale d'un feu vert est de 6 secondes.

### **2.5.2 Orange et rouges barrages**

Pour pouvoir assurer en toute sécurité le passage d'une phase vers une autre, il faut permettre aux usagers (automobilistes et piétons) desservis par l'ancienne phase de dégager l'intersection avant d'autoriser les véhicules desservis par la nouvelle phase à passer. Le changement s'effectue en 3 temps :

- Mise et maintient à l'orange pendant une courte durée des feux de l'ancienne phase desservant des flux antagonistes à ceux desservis par la nouvelle. En France, cette durée est fixée à 3 secondes en agglomération, et à 5 secondes hors agglomération.
- Passage au rouge de ces feux. Avant d'appliquer le vert sur les feux antagonistes on laisse alors s'écouler une durée dite temps de rouge barrage qui est plus ou moins importante en fonction de la topologie de l'intersection. Cette durée de rouge barrage doit assurer aux usagers s'étant engagés dans l'intersection à la dernière seconde de l'orange une durée de dégagement suffisante. Cette durée varie donc en fonction de la topologie de l'intersection et du type d'utilisateur servi (véhicule particulier, bus, piéton...).
- Mise au vert des feux de la nouvelle phase

### **2.5.3 Les contraintes de temps de service**

Si un usager est présent à un feu rouge, il doit se voir accorder un vert avant un temps d'attente maximum, sinon il pensera que le feu ne fonctionne pas et risque de passer quand même. Une jurisprudence française considère qu'une attente supérieure à 120 secondes est anormale. Des contraintes de durée de rouge maximum ou de temps d'attente maximum après une demande sont donc introduites.

## **3 METHODES TRADITIONNELLES DE COMMANDE DES FEUX**

### **3.1 Introduction**

Une fois les feux mis en place, se pose le problème du calcul des durées de vert à assigner à chaque phase, ainsi que celui du calcul de l'enchaînement de ces phases. Cette partie présente les deux grandes familles de méthodes traditionnelles de commande des feux; La famille des méthodes boucle ouverte et celle des méthodes boucle fermée.

## 3.2 Les méthodes hors ligne

### 3.2.1 Position du problème

Les méthodes hors ligne sont utilisées pour calculer des plans de feux fixes qui définissent un fonctionnement cyclique immuable des feux des l'intersections. Il s'agit tout d'abord de définir le phasage c'est à dire choisir l'ensemble des phases qui seront utilisées pour la commande de l'intersection. Le phasage peut être un sous ensemble de l'ensemble de toutes les phases possibles car il n'est pas toujours nécessaire de conserver toutes les phases possibles pour assurer la commande de l'ensemble des feux. Une fois le phasage choisit, le calcul du plan de feux consiste en la détermination des trois paramètres suivants :

- La durée totale du cycle de commande.
- La répartition des verts : la durée de vert attribuée à chaque feu au cours du cycle ainsi que les dates de début de vert dans ce cycle.
- Les décalages entre les débuts de cycle dans le cas de plusieurs carrefours à coordonner.

On distingue classiquement deux types de méthodes de calcul de ces paramètres : les méthodes analytiques et les méthodes algorithmiques.

### 3.2.2 Les méthodes analytiques

#### 3.2.2.1 Notations

Les méthodes analytiques correspondent à des techniques qui, même si elles ne fournissent pas toujours la solution sous la forme d'une formule explicite, permettent au moins un calcul manuel de celle-ci. Elles sont utilisées dans les cas d'intersections simples et d'artères. Les trois principales méthodes de calcul des cycles et durées de vert sont celles de Wardrop, Greenshield et Webster (la plus fréquemment utilisée). Pour le calcul des décalages, les techniques d'ondes vertes sont utilisées. Les variables sont :

- $C$  la durée du cycle.
- $A_i$  le débit moyen d'arrivée de la voie commandée par le feu  $i$ .
- $S_i$  le débit de saturation (débit maximum) de la voie commandée par le feu  $i$ .
- $v_i$  la durée du vert effectif pour la voie  $i$ .
- $d_\varphi$  la durée durant laquelle la phase  $\varphi$  sera appliquée.
- $T_p$  la somme des temps perdus entre phases (temps orange + rouges barrages)

On a donc:

$$C = T_p + \sum_{\text{phases } \varphi} d_\varphi \quad (\text{I.1})$$

### 3.2.2.2 Méthode de Wardrop

Cette méthode permet de calculer le cycle de durées de phases minimales permettant d'écouler le trafic sur toutes les voies dans le cas d'arrivées uniformes. Elle est valable uniquement dans le cas où chaque feu apparaît dans une seule phase.

Pour écouler le trafic sur l'ensemble des voies, il faut que pour chaque voie  $i$  le nombre de véhicules arrivés pendant un cycle puisse s'écouler pendant le vert soit :

$$v_i \cdot S_i \geq A_i \cdot C \Leftrightarrow v_i \geq \frac{A_i}{S_i} \cdot C \quad (I.2)$$

La durée minimale  $d_\varphi$  d'une phase  $\varphi$  est donc imposée par :

$$d_\varphi = C \cdot \max_{\text{voies } i \in \varphi} (y_i) \quad (I.3)$$

où  $y_i = A_i / S_i$  est la charge du feu  $F_i$ .

En notant  $Y_\varphi = \max_{\text{voies } i \in \varphi} (y_i)$  la charge de la phase  $\varphi$ , on définit la charge d'un carrefour par :

$$Y = \sum_{\text{phases } \varphi} Y_\varphi \quad (I.4)$$

Ce qui nous permet d'écrire, d'après l'équation (I.1), l'expression analytique de la durée du cycle :

$$C = \frac{T_p}{1 - Y} \quad (I.5)$$

Les durées de phase et de vert sont ensuite obtenues en utilisant l'équation (I.3).

Whitson et Carvell [WHI 74] ont proposé, pour un type spécifique de carrefour à huit feux, une extension de la méthode de Wardrop permettant à un feu d'apparaître dans plus d'une phase. Pour une telle intersection, il est possible d'exprimer les contraintes relatives à l'organisation des phases par :

$$v_1 + v_2 = v_3 + v_4 \quad (I.6)$$

$$v_5 + v_6 = v_7 + v_8 \quad (I.7)$$

$$C = v_1 + v_2 + v_7 + v_8 + T_p \quad (I.8)$$

L'équation (I.5) peut alors être utilisée en définissant  $Y$  par :

$$Y = \max\{y_1 + y_2; y_3 + y_4\} + \max\{y_5 + y_6; y_7 + y_8\} \quad (I.9)$$

### 3.2.2.3 Méthode de Greenshield

La méthode de Greenshield [GRE 47] fait intervenir la probabilité  $P_i$  de retenir un usager pendant plus d'un cycle sur le feu  $i$ . Cette probabilité est appelée probabilité de défaillance. En supposant des débits d'arrivées poissonniens, elle s'exprime par (en notant  $\text{Ent}(x)$  partie entière de  $x$ ) :

$$P_i = e^{-A_i \cdot C} \cdot \sum_{n=\text{Ent}(S_i \cdot v_i)}^{\infty} \frac{(A_i \cdot C)^n}{n!} \quad (I.10)$$

On procède alors par approximations successives :

- On choisit une durée de cycle  $C$  arbitraire, et on répartit les vert proportionnellement à la charge  $Y_\phi$  de chaque phase.
- On calcule alors la probabilité de défaillance de chaque feu
- Si les probabilités de défaillance sont toutes inférieures à un seuil arbitraire (5% par exemple), les valeurs sont alors considérées comme bonnes, sinon on augmente les verts des voies à plus forte probabilité de défaillance.

### 3.2.2.4 Méthode de Webster

A partir d'analyses en simulation et de campagnes de mesures sur le terrain, Webster [WEB 66] a exprimé le temps perdu moyen par les usagers de la voie  $i$  pendant leur traversé du carrefour sous la forme :

$$R_i = \frac{C \left(1 - \frac{v_i}{C}\right)^2}{2 \cdot (1 - y_i)} + \frac{\left(y_i \cdot \frac{C}{v_i}\right)^2}{2 \cdot A_i \cdot \left(1 - y_i \cdot \frac{C}{v_i}\right)} - 0.65 \cdot \left(\frac{C}{A_i^2}\right)^{1/3} \cdot \left(y_i \cdot \frac{C}{v_i}\right)^{2+5 \cdot \frac{v_i}{C}} \quad (I.11)$$

De cette expression, Webster déduit la durée de cycle et de la répartition des verts qui minimisent le temps perdu :

$$C = \frac{1,5 \cdot T_p + 5}{1 - Y} \quad (I.12)$$

$$d_\phi = \frac{Y_\phi}{Y} \cdot (C - T_p) \quad (I.13)$$

Webster est aussi arrivé à la conclusion que le temps perdu n'était pas significativement augmenté quand la durée de cycle varie dans l'intervalle  $[0.75 \cdot C ; 1.5 \cdot C]$ .

### 3.2.2.5 Onde verte

Pour la commande de plusieurs carrefours, il est conseillé de prendre comme cycle commun celui du carrefour le plus chargé et de calculer les décalages entre les débuts de vert en utilisant la technique de l'onde verte [FHW 76].

Cette technique, permettant de synchroniser les carrefours d'une artère, utilise un graphique temps distance sur lequel est reportée la droite correspondante à la vitesse de progression désirée. Dans le cas d'une artère à sens unique, les débuts des phases servant l'artère à chaque carrefour sont calés sur cette droite. Dans le cas d'une artère à double sens, on centre, sur l'origine des temps, soit le vert soit le rouge d'une phase servant l'artère, de manière à maximiser la durée pendant laquelle les feux sont coordonnés dans les deux sens pour la vitesse considérée.



### 3.2.3 Les méthodes algorithmiques

Ces méthodes ont été développées pour calculer des plans de feux sur des intersections complexes ou sur des réseaux de carrefours. Elles utilisent des modèles d'écoulement du trafic permettant d'évaluer les performances d'un plan de feux en terme d'un critère (temps perdu, nombre d'arrêts, émission de polluant, consommation de carburant...). Les paramètres des plans de feux sont alors réglés de manière à optimiser ce critère. Parmi ces méthodes citons les logiciels SIGOP, THÈBES et TRANSYT. Ce dernier est le plus connu et le plus fréquemment utilisé des trois.

TRANSYT sert souvent de stratégie de référence pour évaluer, en fonction des différentes stratégies mises en œuvre, la qualité de la commande des feux dans un réseau urbain. Initialement développé par Robertson en 1969 [ROB 69], le logiciel TRANSYT [HUN 78], [ROB 97] est un programme d'optimisation de réglage des feux d'un ensemble de carrefours fonctionnant avec une durée de cycle commune; toutefois certains carrefours, peu chargés, peuvent fonctionner avec une durée de cycle égale à la moitié de celle du cycle commun (fonctionnement en demi-cycle). TRANSYT calcule la répartition optimale des durées de vert entre les différentes phases de chaque carrefour ainsi que les décalages optimaux entre ces mêmes carrefours. Il utilise, pour cela, un modèle déterministe de trafic tenant compte du phénomène de dispersion des pelotons de véhicules, et minimise un critère ( $PI$ ) qui est fonction du temps perdu moyen des véhicules et du nombre moyen d'arrêt.

$$PI = \sum_{i \in VC} (R_i + K.Na_i) \quad (I.14)$$

Où :

- $VC$  Ensemble des voies commandés
- $R_i$  Temps perdu moyen sur la voie  $i$
- $Na_i$  Nombre moyen d'arrêts par seconde sur la voie  $i$
- $K$  Facteur de pondération

Les versions les plus récentes de TRANSYT permettent également de considérer dans le critère des dépassements de valeurs maximales pour les files d'attente.

### 3.2.4 Mise en œuvre

Les plans de feux calculés par les méthodes hors ligne sont établis pour une période pendant laquelle les débits sont considérés comme constants. Lorsqu'au cours d'une journée, la variation des débits est importante, il faut découper cette journée de manière à en dégager les différentes périodes où les débits peuvent être considérés comme constants. On calcule ensuite un plan de feux pour chacune de ces périodes de manière à obtenir une bibliothèque de plan de feux. Le plan appliqué sur le carrefour sera alors celui correspondant à la période courante de la journée.

### 3.3 Les méthodes en ligne

Le principal inconvénient des différentes méthodes hors ligne est qu'elles ne sont pas capables de s'adapter aux variations instantanées de trafic et nécessitent une remise à jour régulière des plans pour tenir compte de l'évolution des débits moyens. D'autre part, la prise en compte des véhicules prioritaires (Bus, Tramways, Pompiers ...) qui est une préoccupation importante dans la gestion du trafic, s'avère difficile à mettre en œuvre avec de telles méthodes.

Pour palier à ces inconvénients, on a vu ensuite apparaître des stratégies de commande en ligne capables d'adapter, en temps réel, leur commande à la situation de trafic courante mesurée à l'aide de capteurs magnétiques enterrées sous la chaussée (cf. Annexe B). On peut distinguer deux principales familles de commandes temps réel: Celles destinées à la commande d'une intersection isolée et celles destinées à la commande d'un réseau d'intersections.

#### 3.3.1 Commande d'une intersection isolée

Les trois principaux algorithmes destinés à la commande temps réel d'une intersection isolée (l'intervalle - véhicule, le volume - densité et l'algorithme de Miller) sont présentés ici. De plus, deux systèmes, qui reposent en partie sur ces trois algorithmes, sont décrits.

##### 3.3.1.1 Intervalle - véhicule

L'intervalle - véhicule est la première solution de commande en ligne à avoir été utilisée en France. C'est aussi une des solutions les plus répandues. Son principe est relativement simple et ne nécessite que l'utilisation de capteurs situés à une vingtaine de mètres de chaque ligne de feu. On assure à chaque feu une durée de vert minimale puis une fois cette durée écoulée :

- Si aucun véhicule n'est détecté, le vert est coupé et on passe à la phase suivante.
- Si un véhicule est détecté et que la durée de vert n'a pas atteint une valeur maximale, on incrémente immédiatement cette durée de  $\Delta t$ . Parallèlement, on observe à compter de l'instant de détection, pendant une durée  $INTCRIT \geq \Delta t$  (dite intervalle critique), si un autre véhicule se présente. Dans l'affirmative le vert est à nouveau prolongé de  $\Delta t$  et on recommence. Dès qu'on observe un intervalle critique sans détection, le vert n'est plus incrémenté.

Dans la plupart des contrôleurs de carrefour, l'algorithme d'intervalle - véhicule est couplé à des mécanismes d'appel et d'escamotage de phase ; En effet, bien que l'enchaînement des phases soit a priori cyclique, il est possible d'indiquer l'omission de la phase suivante du cycle en cas d'absence de demande sur celle ci.

### **3.3.1.2 Volume - densité**

C'est une variante de L'intervalle - véhicule, où la durée de vert minimale accordée à un feu est fonction du nombre de véhicules en attente à ce feu et où la longueur de l'intervalle critique est calculée en fonction du nombre de véhicules en attente sur les autres feux. Comme dans cette solution le capteur, en plus de servir à la détection des véhicules, sert aussi à évaluer le nombre de véhicules en attente, il doit être situé plus en amont de la ligne de feu (à environ 80 m).

### **3.3.1.3 Algorithme de Miller**

Alors que les deux méthodes présentées précédemment sont empiriques, l'algorithme de Miller [MIL 63] se base sur un modèle et une optimisation. En effet, son principe est de chercher à minimiser le temps perdu total par les usagers. Pour réaliser cela il compare, en termes de temps perdu, l'intérêt d'une coupure immédiate du vert par rapport à une coupure différée de soit 2, soit 4, soit 6 secondes. En effet, si la coupure du vert est différée de N secondes alors :

- Les n véhicules supplémentaires qui franchiront la ligne de feu gagneront chacun la durée du prochain rouge, et la totalité des temps perdus (orange et temps de démarrage). Les véhicules placés derrière eux gagneront n places dans la queue mais verront leur vert retardé de N secondes.
- Sur les autres voies la mise au vert sera retardée de N secondes ce qui entraîne un temps perdu supplémentaire de N secondes par véhicule.

Cette méthode nécessite l'utilisation d'un capteur par voie situé à 80m de la ligne de feu. Par ailleurs la durée du prochain rouge est estimée par celle du dernier rouge écoulé.

### **3.3.1.4 MOVA**

Les recherches menées depuis 1980 par le laboratoire anglais TRRL (Transport and Road Research Laboratory) ont abouti au développement de la méthode MOVA (Modernised Optimised Vehicle Actuation) [VIN 86]. Cette méthode, destinée à optimiser les durées d'arrêt sur un carrefour isolé, repose sur la méthode de l'intervalle - véhicule améliorée par un processus d'optimisation inspiré de l'algorithme de Miller. Le principe de fonctionnement de MOVA peut se résumer par les trois points suivants :

- On donne suffisamment de vert pour vider la queue jusqu'à 40m
- On observe les intervalles véhicules pour savoir si le débit passe en dessous du débit de saturation
- On étudie l'intérêt, du point de vue du temps perdu global, d'une coupure du vert pour servir une phase antagoniste (Cf. Miller).

MOVA dispose aussi de fonctions plus spécifiques notamment pour traiter les situations de congestion : Quand le système détecte qu'en fin de vert il n'a pas pu

résorber la queue, il bascule dans un mode spécial de maximisation de capacité, pour résoudre le problème de congestion sur l'(les) approche(s) concernée(s). Pour assurer la commande deux capteurs par voie sont nécessaires :

- Un capteur à 40m (à 3,5 secondes de la ligne de feu) : Cf. intervalle véhicule.
- Un capteur à 100m (à 8 secondes de la ligne de feu) : Cf. Miller.

L'optimisation par l'algorithme de Miller évite les coupures de vert inutiles propres à l'intervalle véhicule, ainsi que les prolongations de vert non nécessaires dans des conditions fluides. Le réglage délicat d'une durée de vert maximum propre à l'intervalle véhicule est ainsi évité et une réduction du nombre de véhicules passant au rouge a pu être observée. Cependant, sans détecteur plus proche de la ligne de feu (avant 40m) et sans durée de vert maximum, un véhicule détecté à 40m et n'ayant pas eu le temps de passer la ligne de feu comme prévu, devra attendre qu'un autre véhicule active le capteur.

Une étude comparative entre MOVA et une stratégie basée uniquement sur l'intervalle véhicule [YOU 88] a permis d'observer une réduction significative du temps perdu moyen. Bien qu'initialement conçue pour des intersections isolées, MOVA a aussi été implanté sur un réseau de carrefour et ses performances ont été comparées avec celles de TRANSYT [ROB 96]: Il a été constaté que TRANSYT, grâce à la coordination des feux, donne de meilleurs résultats en trafic fluide ou si les feux sont très rapprochés. Cependant il s'est avéré que MOVA donne de meilleurs résultats pendant les périodes de pointe. Il a été démontré que le passage de l'une à l'autre de ces méthodes, en fonction du trafic permet de réduire le temps perdu ainsi que les émissions polluantes des véhicules.

### 3.3.1.5 LHOVRA

LHOVRA [ORN 91] est un système développé en Suède à partir des années 1980. Cette méthode de commande qui s'applique à des intersections isolées, est conçue pour un environnement rural. Son objectif principal est avant tout la réduction du nombre d'accidents. En plus de la commande LHOVRA fournit une méthodologie de conception des intersections tant au niveau de la géométrie que de la position des feux. LHOVRA est un système dérivé de l'intervalle véhicule qui traite de manière empirique les six fonctions suivantes :

- **L** : Priorité aux poids lourds : En détectant au plus tôt les poids lourds arrivant au carrefour.
- **H** : Priorité à la route principale : En détectant au plus tôt les véhicules présents sur la route principale.
- **O** : Réduction des incidents : Quand un véhicule risque de se trouver dans une situation critique où il devra choisir entre passer au rouge ou risquer de se faire percuter par l'arrière en stoppant, il se voit attribuer une extension de vert.

- **V** : Vert - Orange à durée variable (en Suède, le vert est associé à l'orange avant le passage au rouge) : Si aucun véhicule n'est détecté en-dessous d'une certaine distance du feu, la durée de l'orange est réduite afin de gagner sur le temps perdu entre phases.
- **R** : Réduction du risque dû aux passages au rouge : Le passage au vert de la voie antagoniste peut être différé si un véhicule risque de griller le rouge (extension du rouge barrage).
- **A** : État de repos au rouge intégral : afin de limiter les séquences vert - orange - rouge - vert sans service des voies antagonistes. (Cf. durée de vert minimum de l'intervalle véhicule dont LHOVRA est une extension).

Le système LHOVRA nécessite la présence de 5 boucles magnétiques par voie commandée (capteurs à 10, 85, 140, 200 et 300 mètres de la ligne de feu).

En milieu rural la grande proportion de poids lourds et les difficultés de dépassement conduisent à la formation de pelotons (perturbation des flux d'arrivées), grâce à la fonction L ces pelotons peuvent être détectés et rendus prioritaires ce qui limite le nombre d'arrêts. La fonction V permet de réduire les temps perdus liés au changement de phase notamment dans des conditions de faibles densités de trafic. La fonction A réduit aussi ces temps perdus. Les fonctions O et R ainsi que la topologie du carrefour permettent de limiter le nombre d'accidents dus aux feux rouges grillés (25 à 50 % des accidents en milieu rural sont dus à cette infraction, qu'elle soit volontaire ou non), ainsi que les collisions dues aux décélérations brutales. Le système conduit à une réduction des accidents de l'ordre de 25 %. Cependant, le fait de mélanger aménagement de carrefour et commande rend la comparaison avec d'autres systèmes délicate. Il n'existe pas non plus de possibilités de coordination entre carrefours et la réalisation du système repose plus sur des constatations pratiques, que sur une modélisation du trafic.

### **3.3.2 Commande d'un réseau d'intersection**

Du fait de la nécessité de coordination des différents carrefours, la commande en temps réel d'un réseau d'intersections est un problème bien plus complexe que celle d'une intersection isolée. Les premiers systèmes de commande boucle fermée d'un réseau d'intersection sont apparus au début des années 60 et sont directement dérivés des méthodes de commande hors ligne et non des méthodes de commande en ligne d'intersections isolées. Ces systèmes sont basés sur l'utilisation d'une bibliothèque de plans de feux fixes calculés hors ligne et appliqués ensuite, non plus sur la base de la période de la journée, mais en fonction des débits et taux d'occupation mesurés par des capteurs répartis sur le réseau. Cette stratégie basée soit sur la méthode des vecteurs, soit sur celle des seuils, est donc une sélection en temps réel d'un plan dont les conditions moyennes (débits, vitesses...) sont les plus proches des conditions estimées et non le calcul, à partir des informations disponibles, du plan de feu optimal à appliquer.

Le problème majeur de ces systèmes est lié au vieillissement des plans. En effet, les bibliothèques doivent être régulièrement remises à jour de manière à contenir des plans correspondants au mieux aux conditions réelles de trafic.

Conservant la notion de plan de feu, on a vu ensuite apparaître une seconde génération de systèmes de commande qui cherchent à recalculer, en ligne et à partir des informations collectées sur l'état du réseau, les paramètres des plans de feu de manière à lutter contre leur vieillissement. Parmi les systèmes dits de seconde génération, on présente ici les deux systèmes les plus fréquemment utilisés (SCATS et SCOOT) ainsi qu'un système connu sous le nom de CALIFE.

### **3.3.2.1 SCATS**

Ce système qui a été développé à partir des années 1970 pour répondre aux besoins de la ville de Sydney (Australie) est aujourd'hui utilisé en Asie du sud ouest et en Océanie. En 1995, plus de 2500 carrefours de Sydney étaient commandés par SCATS (Sydney Co-ordinated Adaptive Traffic System). SCATS comporte une architecture hiérarchisée en trois niveaux [LOW 82]:

- Les contrôleurs d'intersections ont pour objectif de mettre en forme les signaux issus des boucles de mesures placées en ligne de feu pour les communiquer à l'ordinateur régional dont ils dépendent. D'autre part ils sont aussi chargés de l'application des commandes transmises par ce même ordinateur régional. En cas de problèmes ils basculent sur un mode de fonctionnement dégradé leur permettant soit d'effectuer une micro-régulation locale à partir d'un plan de feux fixe issu d'une bibliothèque soit d'appliquer ce plan de feux sans modification. La procédure de micro-régulation peut être aussi utilisée en fonctionnement normal.
- Les postes régionaux sont chargés de recalculer périodiquement, à partir des mesures transmises par les contrôleurs d'intersections, le plan de feux à appliquer. Ils fonctionnent de manière autonome (chaque poste régional pouvant prendre en charge jusqu'à 128 contrôleurs regroupés en sous ensembles de 10 contrôleurs) et utilisent différents algorithmes pour choisir les meilleurs paramètres des plans. Les variations de durée de cycle, dans la limite  $\pm 6$  secondes, sont calculées à partir de l'intersection la plus chargée de chaque sous ensemble, de manière à annuler l'erreur entre le degré de saturation (Cf. Annexe B-§1) et un degré de saturation de référence. Ce degré de référence dépend de la valeur du cycle courant ; il varie de 0,5 pour les cycles courts à 0,9 pour les cycles les plus longs. Les répartition de vert et les décalages sont issus de votes entre différents plans de répartition de vert et de décalage en mémoire. Ce n'est pas une optimisation au sens propre du terme mais plutôt le choix des meilleures valeurs dans un ensemble limité de solutions.

- Le poste central de surveillance a pour but la visualisation en temps réel de l'état du système ainsi que des éventuels problèmes détectés.

SCATS comprend plusieurs dispositifs destinés à améliorer les performances et la convivialité d'utilisation [ORS 95]. On peut citer notamment la priorité pour les transports en commun, l'autodétection des pannes (ampoules et contrôleurs), le recueil d'informations en temps réel sur les temps de parcours, l'utilisation de panneaux à messages variables pour informer les usagers, la localisation de flottes de véhicules...

SCATS apporte une diminution du nombre d'arrêts des véhicules d'environ 10% par rapport à l'utilisation de TRANSYT [LUK 82], [LUK 84]. Cependant ses performances sont comparables à celle de TRANSYT pour ce qui est des temps de parcours. L'absence de gain sur les temps de parcours semble provenir essentiellement du fait que SCATS utilise des algorithmes de choix de stratégies parmi une série de plans précalculés et non une procédure réelle d'optimisation de la commande basée sur l'emploi d'un modèle de trafic.

### 3.3.2.2 SCOOT

Les recherches menées depuis 1973 par le laboratoire anglais TRRL ont abouti au développement de la méthode SCOOT (Split, Cycle and Offset Optimisation Technique), qui a été testée sur site dès 1981 [HUN 81] [HUN 82]. SCOOT est une méthode de coordination et de commande d'un ensemble de carrefours qui ne nécessite qu'un capteur par voie (le plus éloigné possible de la ligne de feu, idéalement en entrée de chaînon, c'est-à-dire à une dizaine de mètres en aval du carrefour précédent). Le principe général de SCOOT est d'ajuster par petits incréments successifs les paramètres des plans de feux de manière à répondre au mieux à la situation de trafic actuelle.

Les carrefours contrôlés par SCOOT sont regroupés en différentes zones. Les carrefours d'une même zone opèrent avec la même longueur de cycle. SCOOT dispose, toutefois, de la possibilité de faire fonctionner certains carrefours avec une durée de cycle deux fois plus faible.

A partir de l'enregistrement du profil de la demande (SCOOT n'utilise pas le débit brut mais une mesure intégrant débit et l'occupation de la boucle afin de limiter les situations de congestion et les problèmes de remontée de queues) sur un cycle par le capteur, et grâce à un modèle de trafic (incluant la prise en charge de la dispersion des pelotons), SCOOT prédit l'évolution de la longueur de queues. Un critère est alors créé à partir de la somme des valeurs moyennes de ces queues (moyenne sur un cycle). Ce critère peut aussi prendre en compte le nombre total d'arrêts de la région régulée. SCOOT réalise trois types de réglages :

- **'Répartition des verts'** : Au niveau de chaque carrefour, ce module décide, peu avant la date de changement de phase, si cette date doit être maintenue, avancée ou reculée de quelques secondes, afin de minimiser le degré de saturation des

chaînon entrants (défini par le nombre de véhicules arrivant par cycle sur le nombre de véhicules pouvant être écoulés:  $A_i C/S_i v_i$ ).

- **'Décalages'** : Une fois par cycle et pour chaque carrefour, les décalages entre carrefours sont légèrement modifiés pour minimiser la somme des valeurs des critères des chaînon adjacents (minimisation locale). Les situations de congestion sont prises en compte en privilégiant la coordination des chaînon courts.
- **'Durée de cycle'** : Périodiquement (plusieurs minutes), ce module modifie de quelques secondes la durée du cycle de la zone, afin que le degré de saturation du chaînon le plus chargé se rapproche de 90%. Certaines jonctions de la zone peuvent passer en double cycle, si leur taux de saturation le permet. Mais le passage de simple à double cycle (ou de double à simple) introduit des discontinuités dans l'écoulement du trafic. Le module tient compte de ce problème et empêche les changements fréquents (De même, il peut être spécifié un fonctionnement fixe, à double ou simple cycle). D'autre part, le temps de cycle peut être augmenté pour permettre à certaines jonctions de fonctionner en double cycle.

Du fait de son fonctionnement par accumulation de petits changements, le système SCOOT évite les transitions brusques de plan et les perturbations qu'elles engendrent. De même, l'introduction de l'occupation des boucles dans le critère permet de traiter d'une manière 'continue' le problème de la saturation. SCOOT reste peu sensible à des données erronées en provenance des capteurs, et les pannes peuvent être détectées avant qu'elles aient des conséquences importantes (Le fonctionnement n'apparaît être perturbé que lorsque plus de 10% des capteurs sont défectueux et SCOOT reste avantageux par rapport à un plan de feux fixe avec jusqu'à 15% de capteurs défectueux).

SCOOT conduit à une réduction de l'ordre de 12% du temps perdu moyen introduit par les feux, par rapport à une méthode basée sur des changements de plans de feux fixes [BRE 86]. Les meilleures performances sont obtenues en trafic dense. SCOOT peut fournir directement à l'exploitant des informations temps réel sur l'état du réseau et alimenter une base de donnée. Au niveau de l'optimisation de la répartition des verts, ainsi qu'au niveau de l'optimisation des décalages des poids peuvent être introduits pour privilégier certains tronçons de circulation. Un système de détection des incidents et des situations de congestion (ACID), ainsi qu'un système de gestion de ces situations (CIM), sont actuellement développés (Les mesures du taux d'occupation du capteur, ainsi que les mesures des capteurs situés en aval du chaînon, servent à la détection. Une fois ces situations reconnues, soit SCOOT peut réagir en conséquence, soit il en est incapable et une autre stratégie de commande doit prendre le relais) [BRE 97].



Cependant, comme il n'existe pas de coordination entre les différentes zones gérées par SCOOT, il s'avère souvent difficile de partager un réseau en différentes zones. De plus, du fait de son fonctionnement par petits changements successifs, l'implémentation de la priorité des bus s'avère délicate. En effet, il faudra un temps important pour adapter la commande à la demande. Il a été démontré qu'on peut cependant utiliser les temps de vert libres [SCO 89] (toutes les jonctions fonctionnent en cycle commun, la plupart n'ayant besoin que d'une durée de cycle inférieure, ce qui leur permet de disposer de temps de vert supplémentaires). Le système peut alors utiliser ces temps de vert, soit en prolongeant la phase en cours, soit en rappelant la phase. Cette méthode [BRE 96] s'avère efficace dans le cas de jonctions disposant d'une durée de vert libre assez importante. La détection doit se faire, d'une part, le plus tôt possible 70-100 m avant la ligne de feu, et d'autre part après les arrêts de bus, ce qui en pratique est loin d'être toujours possible. La seconde solution consiste à modifier les critères en ajoutant du poids pour les bus et à lancer les 2 premiers processus d'optimisation plus fréquemment afin d'améliorer la réponse du système (Ce qui peut poser des problèmes au niveau des temps de calcul). Cette dernière solution a conduit à des gains de temps de parcours pour les bus de -2% à 8% (la priorité aux bus n'est pas absolue, mais résulte d'une pondération des critères).

D'autre part, on peut aussi remarquer que seule l'optimisation des décalages est une optimisation au sens de la programmation non linéaire, que l'ordre des phases est fixe et qu'une phase ne peut être escamotée même s'il n'y a pas de demande. Cela laisse supposer que les performances d'un tel système, bien que déjà très bonnes, peuvent être améliorées.

### 3.3.2.3 CALIFE

Développé à l'ONERA depuis 1984, le système CALIFE [GAB 84], [GAB 86], [GAB 90], est commercialisé depuis 1998 par la société SAGEM. L'objectif de CALIFE est le calcul en temps réel des plans de feux fixes les mieux adaptés à une demande donnée sur un réseau donné. Pour réaliser cela, CALIFE utilise le programme de calcul de plan de feux fixe TRANSYT associé à une méthode de transition pour minimiser les perturbations induites par un changement de plan.

La méthode de transition utilisée dite 'transition instantanée' permet de calculer le meilleur calage d'un plan  $P_{i+1}$  par rapport à un plan  $P_i$ , au sens d'un critère portant sur les durées de vert de transition. Ce calage se définit par les instants  $t_i$  de fin d'application du plan  $P_i$  et  $t_{i+1}$  de début d'application du plan  $P_{i+1}$ . Entre le dernier cycle complet du plan  $P_i$  et le premier cycle complet du plan  $P_{i+1}$ , il apparaît donc un cycle de transition (contenant l'instant de commutation). En règle générale lorsque deux plans sont commutables par la méthode instantanée (ce n'est pas toujours le cas pour des plans quelconques), il existe plusieurs couples solutions  $(t_i, t_{i+1})$  qui respectent les contraintes

de sécurité (cf. §2.5). Pour départager ces différentes solutions, il a été défini un critère de choix  $Cx(t_i, t_{i+1})$  permettant d'évaluer la qualité de la transition obtenue du plan  $P_i$  au plan  $P_{i+1}$  relativement aux instants  $t_i$  et  $t_{i+1}$  :

$$Cx(t_i, t_{i+1}) = \sum_{j=1}^{\text{nb carrefours}} (VT_j - VM_j)^2 \quad (\text{I.15})$$

avec :  $VT_j$  : durée de la phase au vert du carrefour  $j$  au moment de la transition.

$VM_j$  : durée moyenne de la phase  $\varphi$  au vert du carrefour  $j$  au moment de la

transition soit  $VM_j = \frac{d_{\varphi(P_i)} + d_{\varphi(P_{i+1})}}{2}$  avec  $d_{\varphi(P_i)}$  durée de la phase  $\varphi$

pour le plan  $P_i$

Parmi les couples  $(t_i, t_{i+1})$ , on retient alors celui qui minimise le critère  $Cx(t_i, t_{i+1})$ . En effet, il semble naturel de penser que la transition sera d'autant plus douce que les durées de vert du cycle de transition seront proches des durées de vert moyennes. Lorsque deux plans sont commutables on définit alors le critère de proximité suivant (dans les cas où les plans ne sont pas commutables, le critère de proximité sera défini comme étant  $\infty$ ) :

$$CP(P_i, P_{i+1}) = \text{Min}_{t_i, t_{i+1}} Cx(t_i, t_{i+1}) \quad (\text{I.16})$$

Du fait de la nature heuristique de la méthode d'optimisation utilisée, les plans calculés par TRANSYT, pour des conditions de trafic très voisines, peuvent être très différents les uns des autres. Le passage d'un plan à un autre peut engendrer des perturbations importantes de la circulation. Pour éviter cela et prendre en compte la notion de proximité entre plans, le critère initial (cf. équation (I.14)) utilisé par TRANSYT a été modifié. Le critère global ( $CG$ ) retenu est égal à la somme pondérée du critère initial ( $PI$ ) et du critère de proximité ( $CP$ ) :

$$CG = PI + \lambda \cdot CP \quad (\text{I.17})$$

Le réglage du coefficient de pondération  $\lambda$  permet de trouver un compromis entre le choix d'un plan optimal vis à vis du régime établi mais dont l'application à la suite du plan en cours peut entraîner de grandes perturbations, et entre le choix d'un plan largement sous optimal en régime établi mais dont l'application n'entraîne que très peu de perturbations.

A partir de l'historique des mesures de débits d'un nombre restreint d'axes du réseau équipés de capteurs, CALIFE effectue une prédiction de l'évolution de ces débits. Les débits sur les axes non équipés de capteurs sont ensuite reconstitués. Disposant d'une prédiction des débits sur l'ensemble des axes du réseau, CALIFE utilise alors le logiciel TRANSYT (modifié de manière à prendre en compte le critère de proximité) pour calculer le plan de feux fixe optimal à appliquer à la suite du plan en cours. Comme TRANSYT n'optimise pas la durée de cycle (TRANSYT trouve les réglages optimaux des feux pour une durée de cycle donnée), un autre processus d'optimisation préalable est mis en œuvre au niveau de CALIFE pour déterminer la durée optimale du cycle

(cette optimisation est basée sur l'estimation de la valeur du critère pour différentes valeurs de cycle).

D'autre part, CALIFE utilise le taux d'occupation des capteurs pour détecter les situations de congestion et dispose d'une stratégie de gestion de la saturation par sas (il s'agit de créer, par modification des durées de vert, des barrages filtrants pour retenir de manière contrôlée les véhicules à un endroit souhaité et ainsi éviter l'engorgement incontrôlé et indésirable d'autres parties du réseau).

Les résultats obtenus en simulation font apparaître une diminution des temps de parcours de l'ordre de 15% par rapport à la méthode des vecteurs et de 30% par rapport à l'application de plans d'une bibliothèque suivant l'heure de la journée [HEN 86]. Grâce à sa méthode de transition, CALIFE autorise jusqu'à 10 changements de plans par heure, ce qui permet au plan appliqué d'être proche du plan optimal au vu des conditions actuelles de trafic. Un autre des avantages de CALIFE est que le système ne nécessite que la présence d'un nombre réduit de capteurs ; les coûts d'installation en sont donc réduits.

## 4 CONCLUSION

De l'étude des principales stratégies de commande on peut, tout d'abord, retenir la supériorité des méthodes de commande en boucle fermée sur les méthodes de commande boucle ouverte. Ce qui démontre tout l'intérêt de prendre en considération la demande instantanée et non la demande moyenne pour le calcul de la commande des feux.

Les méthodes traditionnelles de commande des réseaux présentées sont toutes basées sur l'utilisation d'une commande cyclique (les phases sont appliquées successivement toujours dans le même ordre), la plupart de ces méthodes se contentant d'adapter progressivement un plan de feux à la demande moyenne courante. Le principal avantage d'un tel fonctionnement est d'assurer la stabilité de la commande et de la rendre peu sensible (robuste) aux erreurs de mesures ou aux pannes des capteurs. Cependant ce type de fonctionnement ne laisse aucune liberté en ce qui concerne l'enchaînement des phases, qui ne sera donc que très rarement optimal. De plus il réduit fortement la réactivité de la commande et ces systèmes auront du mal à réagir à de rapides variations de la demande. Pour cette dernière raison, ces systèmes de commande en ligne sont, en pratique, souvent complétés de stratégies locales de micro-régulation comme l'intervalle véhicule.

Depuis une vingtaine d'années, sont développées de nouvelles stratégies de commandes qui proposent une approche non plus dérivée de règles de fonctionnement ou d'optimisation statique, mais une approche issue d'une méthode de l'automatique: La commande optimale. Ces nouvelles stratégies ne cherchent donc plus à adapter en ligne

un plan de feu et ont une approche acyclique de la commande. Elles sont basées sur une estimation dynamique de l'état du réseau ou du carrefour à commander (longueur des files d'attentes, présence de véhicules prioritaires ...) et une optimisation de la commande sur un horizon glissant grâce à l'utilisation d'un modèle de l'évolution du trafic. Le chapitre suivant est consacré à la présentation de cette approche commande optimale.

# Chapitre II L'APPROCHE COMMANDE OPTIMALE

## 1 INTRODUCTION

Les méthodes de régulation du trafic basées sur la commande optimale et commercialisées sont OPAC [FHW 89], PRODYN [HEN 83] [FAR 91] et UTOPIA [MAU 89] [MIZ 97]. Par ailleurs, il existe un certain nombre de méthodes dont le développement n'a pas encore conduit à une commercialisation (CARS , CRONOS [BOI 92], BALANCE [TOO 97] [TOO 98], MOTION [BIE 94]...). Ces méthodes décomposent le problème par carrefour. La figure II.1 présente le principe de ces méthodes au niveau d'un carrefour.

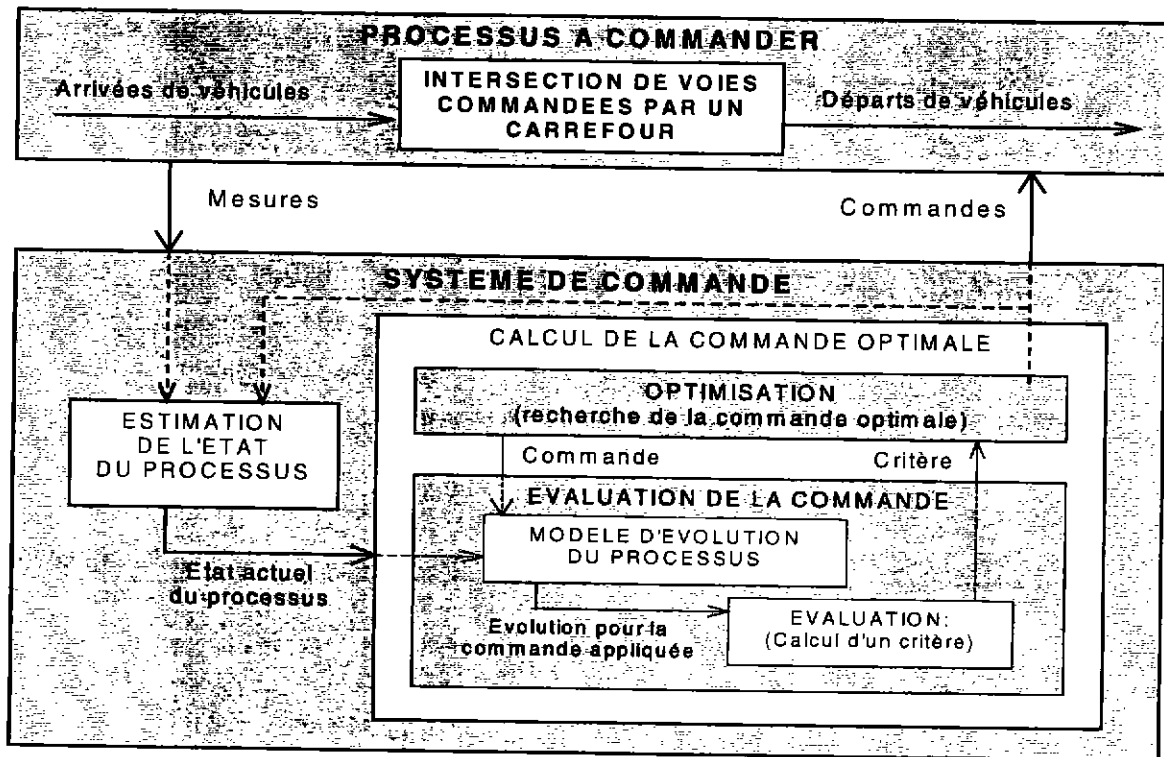


Figure II.1 : Schéma de principe

L'objectif de la commande optimale temps réel est de trouver à chaque instant la meilleure commande qu'il est possible d'appliquer. La recherche de la commande optimale d'un carrefour est réalisée sur un horizon temporel ( $H$ ) et nécessite de pouvoir évaluer les performances des différentes commandes qu'il est possible de mettre en œuvre. On définit donc sur cet horizon un critère servant à évaluer la qualité d'une commande.

Les critères varient d'un système à un autre. Ils peuvent prendre en compte différentes données comme les temps de parcours, le nombre d'arrêts, la pollution... Par exemple, pour UTOPIA le critère prend en compte au travers de diverses pondérations : Le temps perdu et le nombre d'arrêts sur les chaînons d'entrée et de sortie de l'intersection commandée, les dépassements de capacité (cas où la demande est supérieure au nombre de places disponibles) sur les chaînons d'entrée et de sortie de l'intersection contrôlée, le nombre d'arrêts des véhicules prioritaires, l'écart de la commande envisagée par rapport à un plan de référence transmis par le calculateur de zone ainsi que l'écart de la commande envisagée par rapport à la commande retenue au pas de calcul précédent. Pour OPAC, le critère prend en compte le temps perdu et le nombre d'arrêts. PRODYN tient uniquement compte du temps perdu.

La recherche de la commande optimale se ramène alors à la recherche de la commande qui minimise la valeur prise par le critère: En notant  $U$  l'ensemble des commandes admissibles et  $Fc$  la fonction critère à minimiser, une commande  $u'$  sera une commande optimale si et seulement si :

$$Fc(u') = \min_{u \in U} (Fc(u)) \quad (II.1)$$

Pour pouvoir calculer la valeur du critère il faut avoir accès aux différents paramètres qui le composent. La détermination des états du processus qui entrent dans le calcul du critère donne alors les états du processus qui doivent être estimés et prédits sur l'horizon de recherche de la commande. Pour réaliser une commande optimale, il est donc nécessaire de connaître l'état actuel du carrefour (estimation d'état) ainsi que son évolution future sur l'horizon d'optimisation en fonction de la commande (prédiction).

Dans ce chapitre, la modélisation permettant le calcul du temps perdu est présentée. Les communications entre carrefours, qui sont nécessaires lorsque ce modèle est utilisé de manière distribuée, sont étudiées. Les procédures d'estimation et d'optimisation utilisées par les méthodes OPAC, PRODYN et UTOPIA sont décrites. Finalement, le traitement des véhicules prioritaire et quelques résultats d'évaluation de ces méthodes sont présentés.

## 2 MODELE POUR L'OPTIMISATION DU TEMPS PERDU

### 2.1 Expression du temps perdu

La principale variable apparaissant dans le calcul du critère est le temps perdu par l'ensemble des véhicules. Le temps perdu par un véhicule sur une voie commandée par un feu est le temps passé par ce véhicule sur la voie moins le temps qu'il y aurait passé s'il n'avait pas été gêné ni par une file d'attente, ni par un feu. Écrivons l'expression du temps perdu  $R_{i,dt}$  par un véhicule  $i$  entre les dates  $t_1$  et  $t_2$  :

Durant  $dT = t_2 - t_1$ , la distance parcourue par le véhicule  $i$  est

$$L_{i,dT} = \int_{t_1}^{t_2} V_i(t) \cdot dt \quad (\text{II.2})$$

S'il n'avait pas été gêné, ce véhicule aurait roulé à sa vitesse libre  $V_{i,l}$  et aurait mis un temps  $dT_i'$  pour parcourir la même distance. On a :

$$dT_i' = \frac{L_{i,dT}}{V_{i,l}} = \int_{t_1}^{t_2} \frac{V_i(t)}{V_{i,l}} \cdot dt \quad (\text{II.3})$$

On obtient alors l'expression du temps perdu  $R_{i,dT}$  par le véhicule  $i$  durant  $dT$  :

$$R_{i,dT} = dT - dT_i' = dT - \int_{t_1}^{t_2} \frac{V_i(t)}{V_{i,l}} \cdot dt \quad (\text{II.4})$$

Ainsi que celle du temps perdu  $R_{dT}$  de l'ensemble  $S$  des véhicules :

$$R_{dT} = \sum_{i \in S} R_{i,dT} = \sum_{i \in S} \left( dT - \int_{t_1}^{t_2} \frac{V_i(t)}{V_{i,l}} \cdot dt \right) \quad (\text{II.5})$$

et

$$\frac{dR}{dt} = \sum_{i \in S} \left( 1 - \frac{V_i(t)}{V_{i,l}} \right) \quad (\text{II.6})$$

On constate alors que pour évaluer correctement le critère  $R_{dT}$  il faudrait avoir accès à la vitesse de tous les véhicules à chaque instant. D'un coté, bien que la mesure de la vitesse instantanée serait aujourd'hui possible à l'aide d'un processus d'analyse d'images de caméras, le coût de cette solution la rend encore prohibitive. D'un autre coté la prédiction des vitesses est un problème bien plus complexe car il nécessite de modéliser la trajectoire de chaque véhicule en fonction de celle des autres. Il existe bien sûr des modèles de poursuite (modèle de Helly [HEL 61], de Gipps [GIB 81]...), mais leur usage est limité aux logiciels de simulation microscopique du trafic. Cette solution est écartée, car pour ces modèles le nombre de paramètres à valeurs incertaines est proportionnel au nombre de véhicules et peut donc devenir très élevé. Afin de calculer le temps perdu, la majorité des systèmes qu'ils soient ou non adaptatifs (UTOPIA, OPAC, PRODYN, TRANSYT...) ont recours à l'utilisation d'un modèle dit 'de queue verticale'.

## 2.2 Le modèle de queue verticale

Si on considère deux véhicules, les deux entrant à  $t_1$  sur la voie et la quittant à  $t_2$ , alors le temps perdu par ces deux véhicules sera le même, y compris dans le cas où un de ces véhicules parcourrait toute la voie à sa vitesse libre pour venir s'arrêter au niveau de la ligne de feu. C'est l'idée du modèle à queue verticale où les véhicules parcourent la voie à leur vitesse libre pour venir attendre leur départ dans une queue verticale située au niveau de la ligne de feu.

On a alors :

$$\begin{aligned} V_i(t) &= 0 && \text{Pour } t_{i,e} < t < t_2 \text{ avec } t_{i,e} \text{ date d'entrée en queue verticale.} \\ V_i(t) &= V_{i,l} && \text{Pour } t_1 < t \leq t_{i,e}. \end{aligned} \quad (\text{II.7})$$

$$\begin{aligned} \text{D'où : } R_{i,dT} &= (t_2 - t_1) - \int_{t_1}^{t_2} \frac{V_i(t)}{V_{i,l}} \cdot dt = (t_2 - t_1) - \int_{t_1}^{t_{i,e}} \frac{V_{i,l}}{V_{i,l}} \cdot dt \\ &= (t_2 - t_1) - \int_{t_1}^{t_{i,e}} 1 \cdot dt = (t_2 - t_1) - (t_{i,e} - t_1) = t_2 - t_{i,e} \end{aligned} \quad (\text{II.8})$$

Dans un tel modèle le temps perdu par un véhicule est donc égal au temps qu'il a passé en queue verticale. De même on a :

$$\begin{aligned} \frac{dR_i}{dt}(t) &= 1 && \text{si } t_{i,e} < t < t_2. \\ \frac{dR_i}{dt}(t) &= 0 && \text{si } t_1 < t \leq t_{i,e}. \end{aligned} \quad (\text{II.9})$$

D'où :

$$\boxed{\frac{dR}{dt}(t) = \sum_{i \in S} \frac{dR_i}{dt}(t) = N(t)} \quad (\text{II.10})$$

avec  $N(t)$  le nombre de véhicules en queue verticale à l'instant  $t$ .

Le temps perdu total peut donc s'écrire comme l'intégrale du nombre de véhicules en queue verticale  $N(t)$  soit :

$$\boxed{R_\infty = \int_{-\infty}^{\infty} N(t) \cdot dt} \quad (\text{II.11})$$

L'intérêt d'une telle écriture est de fournir un moyen de calculer des revenus instantanés (revenu sur une période d'échantillonnage) et permet donc l'utilisation de méthodes d'optimisation telles que la programmation dynamique. En choisissant une période d'échantillonnage  $T$  suffisamment faible pour pouvoir considérer  $N(t)$  constant sur cette période on peut écrire le revenu pour la période  $T$  :

$$\boxed{\Delta R_T = N(t) \cdot T} \quad (\text{II.12})$$

Pour pouvoir évaluer les performances d'une commande en termes de temps perdu par les usagers, on peut donc se ramener au calcul de l'évolution d'une queue verticale sur l'horizon de la commande. Le temps perdu total est alors approché par :

$$R^\infty = \sum_{k=-\infty}^{+\infty} N(k)T \quad (\text{II.13})$$

où  $N(k)$  est la queue verticale à la période d'échantillonnage d'indice  $k$ . L'état à déterminer est alors le nombre de véhicules en queue verticale pour chaque période d'échantillonnage. Cette formulation permet de s'affranchir du problème de mesure et prédiction des vitesses instantanées. En effet, pour calculer le nombre de véhicules en



queue verticale  $N(k)$  à chaque instant d'échantillonnage  $k$ , l'équation d'évolution suivante est utilisée :

$$N(k+1) = N(k) + A[k, k+1] - D[k, k+1] \quad (\text{II.14})$$

Avec :  $A[k, k+1]$  : le nombre de véhicules entrés en queue verticale durant la période  $[k.T, (k+1).T]$ .

$D[k, k+1]$  : le nombre de véhicules sortis de la queue verticale durant la période  $[k.T, (k+1).T]$ .

Pour pouvoir faire évoluer la queue verticale sur un horizon, il faut donc pouvoir connaître cette queue à l'instant initial ainsi que les arrivées et les départs de queue verticale sur cet horizon.

### 2.3 Autres états

L'équation (II.14) ne décrit pas à elle seule l'intégralité du comportement du trafic. En effet, les arrivées  $A[k, k+1]$  et les départs  $D[k, k+1]$  doivent être exprimés en fonction du contexte dans lequel le carrefour se trouve. Ainsi, le vecteur d'état  $X$  utilisé représente non seulement les queues verticales mais aussi les arrivées futures en ligne de feu groupées par période d'intégration du modèle (respectivement 3, 4 et 5 secondes pour UTOPIA, OPAC et PRODYN). Pour faire évoluer ce vecteur d'état, l'équation d'état suivante est utilisée:

$$X(k+1) = f(X(k), E[k, k+1], u(k)) \quad (\text{II.15})$$

avec:  $E[k, k+1]$  : les entrées de véhicules durant la période  $k$  sur les chaînons en amont de l'intersection commandée

$u(k)$  : la commande appliquée durant la période  $k$

Par exemple, pour PRODYN et UTOPIA, outre l'équation (II.14), la fonction  $f$  est composée de deux parties :

- Une partie indépendante de la commande et dédiée aux véhicules en mouvement sur les chaînons et situés avant les lignes de feux. Cette partie a pour objectif de faire évoluer les arrivées futures en ligne de feux et devrait tenir compte, à terme, de la dispersion des vitesses. En fait les historiques d'arrivées en queue verticale  $A[k, k+I]$  sont construits par simple décalage des historiques d'entrée  $E[k, k+I]$ . Des spécifications afin de prendre en compte la dispersion des pelotons dans UTOPIA sont présentés dans [MIZ 97], mais elles n'ont pour l'instant pas été implémentées. J.L Gallego [GAL 96] a proposé l'utilisation de réseaux de Petri à temporisation probabiliste pour modéliser cette dispersion; cependant même en se limitant à une densité discrète de temporisation (seulement quelques valeurs possibles pour les temps de parcours), le nombre d'états générés est relativement important et rend difficile l'application en temps réel de cette solution.
- Une partie, liée à la commande et dédiée aux véhicules en mouvement entre les chaînons après le passage de la ligne de feu. Cette partie a pour objectif le calcul

des départs de queue verticale en fonction de l'état des feux, ainsi que le calcul (à l'aide des pourcentages directionnels) des arrivées futures sur les chaînons des intersections en aval.

De plus, des états additionnels doivent être considérés pour tenir compte du fonctionnement du contrôleur de carrefour. PRODYN et OPAC considèrent la phase en cours et le temps écoulé depuis son activation.

### **3 COORDINATION**

#### **3.1 Introduction**

Pour OPAC et UTOPIA le réseau commandé est divisé en zones.

Le système OPAC est à la fois distribué et hiérarchisé sur trois niveaux. Le premier niveau correspond à l'optimisation locale de chaque carrefour. Cette optimisation est sujette à des contraintes dites de cycle fixe virtuel imposées par les deux autres niveaux. Ces contraintes imposent des bornes sur les instants de commutation de phase. Le second niveau cherche à optimiser par pas de plus ou moins deux secondes les décalages du cycle fixe virtuel ; cette optimisation s'effectue au niveau d'un carrefour et de ses voisins mais pas sur l'ensemble de la zone. La tâche du troisième niveau consiste à trouver une valeur de temps de cycle virtuel commune pour tous les carrefours d'une zone ; ce temps de cycle est imposé par le carrefour le plus chargé au sens de l'équation (I.4).

Le système UTOPIA est à la fois distribué et hiérarchisé sur deux niveaux. A partir des informations transmises par les contrôleurs locaux, le calculateur responsable d'une zone estime en temps réel les paramètres macroscopiques de cette zone (débits de saturation, vitesses libres, matrices origine destination) et envoie à chaque contrôleur dont il a la charge, un plan de référence (type plan fixe) utilisé pour orienter l'optimisation locale de la commande. D'autre part, ce calculateur est aussi chargé de la détections des incidents (conditions de trafic anormales à la suite d'événements tels qu'un accident, des travaux, une livraison...) et de la communication des informations utiles au poste central de surveillance. Les contrôleurs locaux doivent à la fois estimer l'état microscopique du carrefour dont ils ont la charge et assurer une optimisation locale de la commande transmise par le calculateur de zone. Les différents poids à affecter à chacun des composantes du critère d'optimisation (Cf. §1) sont transmis par le calculateur de zone.

L'un des attraits majeurs du système PRODYN, est sa structure totalement distribuée. Chaque carrefour dispose de son propre système de commande et peut communiquer avec ses voisins. De plus contrairement aux systèmes UTOPIA et OPAC, aucun niveau supérieur de commande n'est nécessaire pour assurer une coordination des

commandes. Il résulte de cela une modularité (il n'est pas nécessaire d'installer PRODYN simultanément sur la totalité du réseau, ce qui permet d'étaler les coûts d'installation), des facilités d'entretien (on peut intervenir sur un carrefour sans devoir intervenir sur tous les carrefours, ni même interrompre leur fonctionnement), et une meilleure tolérance aux pannes (si le système de commande d'un carrefour tombe en panne, les autres carrefours continuent de fonctionner). Cependant une telle estimation et optimisation distribuée pose plusieurs problèmes par rapport à une estimation et une commande centralisée où toutes les informations sont regroupées. Dans le cadre d'un système de commande distribué, les communications entre les entités de commande nécessaires à la détermination du temps perdu par les usagers sur un horizon sont explicitées. Ceci permet de mettre en évidence la principale cause des dégradations du fonctionnement de PRODYN en régime saturé.

### 3.2 Communications nécessaires au calcul des arrivées

Les véhicules arrivés entre  $k.T$  et  $(k+1).T$  en queue verticale d'une voie  $l$  de longueur  $L$ , correspondent à des véhicules  $i$  entrés en début de voie chacun respectivement entre :

$$k.T - \frac{L}{V_{i,l}} \quad \text{et} \quad (k+1).T - \frac{L}{V_{i,l}}$$

La solution la plus simple consiste à détecter, à l'aide d'une boucle magnétique placée en début de voie, l'entrée de ces véhicules. On accède ainsi aux entrées en queue verticale décalées de  $L/V_{i,l}$  (cf. figure II.2).

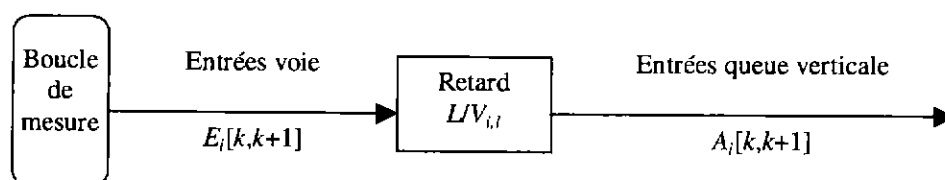


Figure II.2: Calcul des arrivées en queue verticale à partir des mesures

Pour pouvoir prédire les arrivées en queue verticale sur l'horizon  $H$ , il faut donc avoir pu mesurer en entrée de la voie tous les véhicules qui arriveront en queue verticale durant  $H$ . Il en découle une longueur minimum  $L_{min}$  de la voie en fonction de  $H$ , pour que les mesures nécessaires appartiennent au passé.

$$\text{Soit : } H - \frac{L}{V_{i,l}} \leq 0 \quad (\text{II.16})$$

$$\text{d'où : } L_{min} = H \cdot \max_{i \in S} \{V_{i,l}\} \quad (\text{II.17})$$

Dans le cas d'une vitesse libre de 50 km/h et d'un horizon de calcul de 80s (cas PRODYN), on a donc  $L_{min}=1.1\text{km}$ . En pratique, on dispose rarement de voies d'une telle longueur ; et en remontant jusqu'à une distance  $L_{min}$  en amont d'un feu on va rencontrer d'autres intersections (cf. figure II.3).

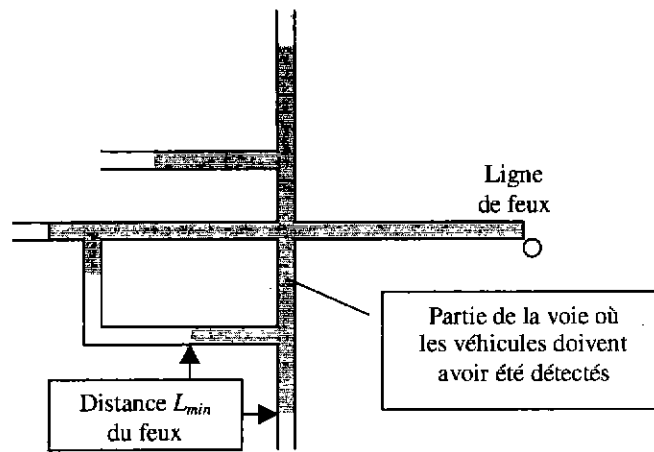


Figure II.3 : Répartition des véhicules sur le réseau

On constate donc que les véhicules qui doivent avoir été détectés sont répartis sur le réseau, y compris en amont de la voie commandée. Cependant les entrées de la voie commandée correspondent aux sorties du carrefour situé en amont de cette voie. On peut donc, en utilisant les pourcentages directionnels, estimer les arrivées de cette voie en connaissant les sorties de ce carrefour. Dans le cas d'un carrefour commandé ces sorties sont calculées sur l'horizon  $H$ , pour permettre l'évaluation des queues verticales (cf. figure II.4).

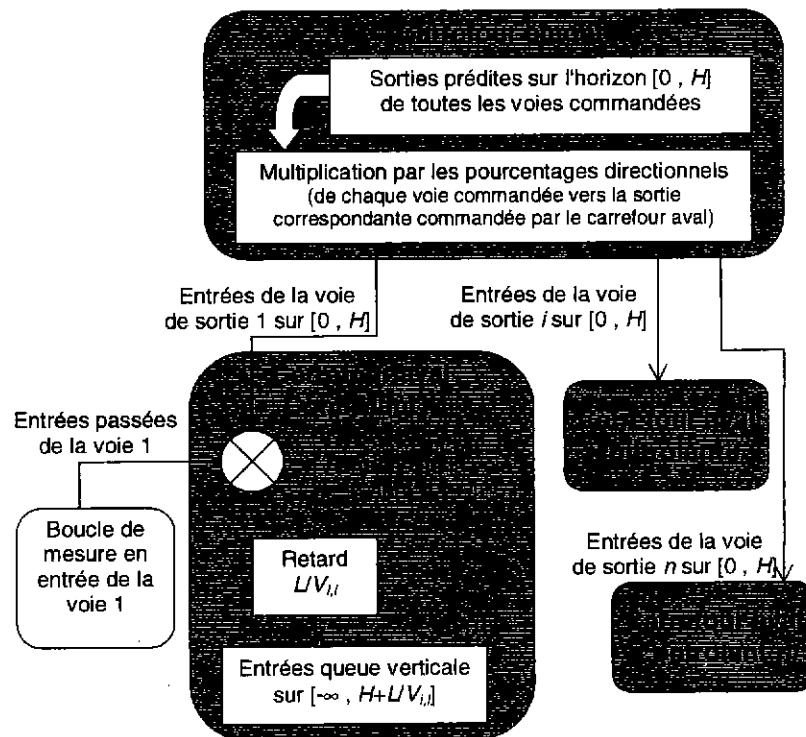


Figure II.4 : Schéma de communication pour le calcul des arrivées

Dans le cadre d'un système de commande distribué (où à chaque carrefour est affecté un module estimation - prédiction - optimisation propre), **la condition nécessaire de connaissance des arrivées en queue verticale** pour pouvoir calculer l'évolution de cette queue sur un horizon  $H$ , se traduit donc par une **nécessité de communication**,

par le carrefour en amont, de ses sorties prédites sur un horizon au maximum de longueur  $H$  (cas où la voie commandée est de longueur nulle, en fait la longueur de cet horizon se calcule par  $H - L/\max\{V_{il}\}$ ).

Dans le cadre d'un système de commande distribué, l'historique d'arrivées en queue verticale sur l'horizon de commande est donc construit à partir de deux types de données distinctes :

- Les données issues des mesures de capteurs en entrée de voie
- Les données communiquées par les carrefours en amont de l'intersection commandée

### 3.3 Communications nécessaires au calcul des départs

#### 3.3.1 Introduction

Comme les départs de queue verticale doivent être le plus proche possible de ceux des véhicules réels, on pourrait penser utiliser une boucle magnétique située au niveau de la ligne de feu pour observer les sorties. Cela permettrait de connaître les sorties passées mais pas de prédire ces sorties sur l'horizon de recherche de la commande. De plus, même pour l'estimation des départs passés, une telle méthode est peu fiable. En effet on ignore quel véhicule est en train de sortir; on s'attend à ce que ce soit le premier de la queue verticale, mais rien n'est moins sûr. Ce véhicule détecté peut aussi bien être un véhicule venant de quitter une place de stationnement. Il existe également des véhicules non détectés et des pannes de capteur. L'utilisation d'une boucle de sortie pour mesurer les départs est donc à écarter.

Ne pouvant pas directement mesurer les départs on cherche à les estimer en modélisant le processus de départ. Des véhicules pouvant entrer et sortir de queue verticale au cours d'une même période, les départs  $D[k,k+1]$  durant la période de  $k.T$  à  $(k+1).T$  seront supposés avoir lieu après les arrivées  $A[k,k+1]$  de la même période. Les départs sont donc limités au nombre total de véhicules en queue verticale à  $k+1$  avant les départs soit  $N(k)+A[k,k+1]$ . De plus ces départs sont limités au nombre maximum  $D_{aut}[k,k+1]$  de véhicules autorisés par le feu et l'état des voies de sorties à quitter la voie durant la période. D'une manière générale, on a donc :

$$D[k, k + 1] = \min\{D_{aut}[k, k + 1], N(k) + A[k, k + 1]\} \quad (II.18)$$

Pour calculer les départs de queue verticale, on est donc amené au calcul du nombre maximum de véhicules autorisés à quitter cette queue par le feu et l'état des voies de sortie. A partir de l'étude des solutions développées pour le système PRODYN, une nouvelle solution pour améliorer ce calcul est proposée.

### 3.3.2 Absence de communication

La première génération de PRODYN néglige l'influence de la saturation en aval du feu. Dans ce cas, le nombre maximal de véhicules autorisés à quitter le feu est donc lié uniquement à l'état du feu. En notant respectivement  $D_{sat}$  et  $D_{ora}$  les nombres de véhicules pouvant s'écouler au niveau de la ligne de feu durant une période de vert et durant une période d'orange, on a alors:

- $D_{aut}[k,k+1] = 0$  si le feu est rouge
- $D_{aut}[k,k+1] = D_{ora}$  si le feu est orange
- $D_{aut}[k,k+1] = D_{sat}$  si le feu est vert

Cette modélisation ne nécessite aucune communication entre les carrefours, mais peut conduire à une sous estimation de la queue dans des conditions saturés.

### 3.3.3 Communication de places libres

Pour prendre en compte la saturation des sorties, PRODYN-SAT [FAR 96] applique si nécessaire un coefficient réducteur sur les sorties (calculées comme précédemment) de manière à ne pas dépasser le nombre de places libres en entrée des voies de sortie :

Dans un premier temps les départs  $D_i$  de chaque voie  $i$  commandée sont calculés comme pour PRODYN sans tenir compte de la saturation. Puis en utilisant les pourcentages directionnels  $P_{i \rightarrow j}$  de chaque voie  $i$  vers chaque sortie  $j$ . L'alimentation  $e_j[k,k+1]$  des voies en aval est calculée :

$$e_j[k,k+1] = \sum_{i \in VC} P_{i \rightarrow j} \cdot D_i[k,k+1] \quad (II.19)$$

avec  $VC$  ensemble des voies commandées

Si on note  $PL_j(k)$ , le nombre de places libres en entrée de la voie  $j$ , deux cas peuvent ce présenter :

- $e_j[k,k+1] \leq PL_j(k)$  : Dans ce cas la voie en aval  $j$  n'impose pas de restrictions sur les sorties du carrefour.
- $e_j[k,k+1] > PL_j(k)$  : Dans ce cas la voie en aval  $j$  est bloquante et les débits des voies débitant dans cette sortie seront réduits par le rapport  $PL_j(k)/e_j[k,k+1]$ .

Dans le cas où plusieurs chaînons en aval sont bloquants le plus contraignant est choisis. Le nouveau modèle de sortie utilisé est alors :

$$D_i[k,k+1] = D_i[k,k+1] \cdot \min \left\{ 1, \min_{j \in VS} \{ PL_j(k) / e_j[k,k+1] \} \right\} \quad (II.20)$$

avec  $VS$  ensemble des voies de sortie

A chaque période, un module PRODYN-SAT est donc amené à calculer le nombre de places libres en entrée des voies commandée pour chaque instant de l'horizon d'optimisation de la commande, puis il transmet ces places libres aux carrefours en amont.

### 3.3.4 Communication de libération de places

Hormis le fait que le débit admissible en entrée de voie peut conduire à un nombre de véhicules pouvant être admis sur la période inférieur au nombre de places libres en entrée de cette voie, un second problème se pose pour PRODYN-SAT.

En effet, l'évolution future de l'état d'une voie dépend des entrées futures de cette voie, et ces entrées dépendent de la commande appliquée au carrefour en amont de cette voie. **L'évolution future des débits admissibles sur les voies de sortie d'un carrefour est donc liée à la commande qui sera appliquée par ce carrefour.**

Pour PRODYN-SAT, le calcul des places libres est effectué pour la commande que le carrefour en amont a prévu d'appliquer. Pour évaluer des commandes différentes, le carrefour en amont considère alors ces places libres comme indépendantes de sa commande. Il en résulte que la commande appliquée (commande prédite calculée précédemment) est correctement évaluée, mais que l'évaluation des commandes non appliquées risque d'être peu fiable (notamment en saturation, où l'évolution des débits d'entrée est fortement liée aux entrées). Des solutions peuvent alors être écartées à tort.

Comme faire calculer, par le carrefour en aval, l'évolution future des débits admissibles en entrée en fonction de toutes les commandes envisageables par le carrefour en amont, nécessiterait des temps de calcul et une charge de communication importante; Une solution permettant de calculer ces évolutions au niveau du carrefour en amont est souhaitable.

Dans le cas où les véhicules entrant sur la voie en aval ne pourront pas en sortir sur l'horizon, les sorties de la voie en aval ne sont pas fonction de ses entrées sur l'horizon. En communiquant ces sorties vers le carrefour en amont, le carrefour en amont sera alors à même de calculer l'évolution de ses débits en sortie, pour chaque commande envisagée.

Dans le cas général, les sorties de la voie en aval sont fonction de ses entrées sur tout ou une partie de l'horizon (en fonction de la longueur de cette voie les derniers véhicules entrés ne pourront arriver en ligne de feu, et on se ramène au cas précédent). Dans ce cas le calcul des sorties des voies en aval ne peut plus être effectué par le carrefour en aval mais doit être reporté sur le carrefour en amont. Pour pouvoir reporter ce calcul, le carrefour en aval devrait communiquer vers le carrefour en amont :

- La commande qu'il a prévu d'appliquer sur l'horizon de recherche.
- L'état initial de sa queue.
- L'évolution de ses propres débits admissibles en sortie.

Or nous venons de voir que le calcul de l'évolution des débits admissibles en sortie nécessite la connaissance des entrées sur ces sorties. Le carrefour en aval ne peut donc pas calculer l'évolution de ses propres débits de sortie si ceux-ci dépendent des sorties du carrefour en amont. En toute rigueur, la solution consiste alors à reporter, sur le carrefour dont on veut optimiser la commande, les calculs des débits admissibles en

entrée de toutes les voies suivantes dont les sorties dépendent de la commande appliquée par ce carrefour (à partir d'une certaine distance en aval du carrefour, les sorties ne seront plus fonction de cette commande et on se ramènera au cas précédent). Cela se traduit donc par une nécessité de communication de l'ensemble des carrefours en aval dont l'évolution des sorties dépend de cette commande. Cette solution exacte est très lourde en charge de calculs et de communications ; de plus, elle ne s'impose pas nécessairement.

En effet, une restriction imposée par une sortie n'a d'occurrence que si le nombre de places libres en entrée de cette sortie est inférieur à un certain seuil (Pour PRODYN-SAT c'est le nombre de véhicules désirant sortir sur la période). On constate alors que le phénomène de saturation n'apparaît que si la voie de sortie est déjà bien remplie. Dans ce cas, sur une grande partie de l'horizon (fonction de la longueur de la voie) les sorties de la voie en aval seront composées de véhicules initialement présents. Sur cette partie de l'horizon (de l'instant  $t_0$  à l'instant  $t_1$ ) les sorties de la voie en aval sont donc strictement indépendantes de la commande qui sera appliquée par le carrefour en amont. De plus, avant l'instant  $t_1$  des véhicules sortis du carrefour en amont auront eu le temps de rejoindre la queue quelque soit leur instant de sortie des voies en amont, donc quelque soit la commande appliquée par le carrefour en amont. Ainsi sur une autre partie de l'horizon les sorties de la voie en aval restent indépendantes de la commande qui sera appliquée par le carrefour en amont.

Exemple numérique : Dans le cas d'une file d'attente initiale de 25 véhicules sur une voie et en considérant un débit de saturation par voie de 1500 véhicules/heure (0.42 véhicules/seconde) et que le débit de sortie est déjà établi et restera maximum (feu maintenu au vert et sans saturation en aval – c'est le cas le plus contraignant) on a :  $t_1 = 60$  secondes. Il suffit que durant ces 60 secondes moins le temps de parcours pour rejoindre la queue, il soit arrivé en tout 9 véhicules pour assurer une complète indépendance des sorties sur la totalité de l'horizon (80 secondes pour PRODYN).

En conséquence, l'hypothèse suivante a été posée : **Lorsqu'une voie impose une limitation de ses entrées, alors ses sorties peuvent être considérées comme indépendantes de la commande appliquée en amont.** Dans le cadre de cette hypothèse la solution retenue se résume en trois étapes :

- Calculer au niveau du carrefour en aval, pour la commande prévue sur l'horizon, les sorties de voies (ce calcul est aussi utilisé pour la prédiction des entrées sur les voies en aval cf. §3.2).
- Traduire ces sorties en libération de places en entrée de voie (cette problématique est exposée dans le chapitre III).



- Communiquer, vers les carrefours en amont concernés, les places libres initialement présentes en entrée de voie ainsi que les libérations prévues.

Connaissant les places libres initiales de ses sorties ainsi que les libérations futures de ces places, le carrefour en amont est alors à même de calculer (correctement dans des conditions saturées) l'évolution de ces places en fonction des différentes commandes qui seront envisagées : Les occupations de ces places étant données par le calcul des entrées des voies de sortie (cf. §3.2).

## 4 ESTIMATION

Chaque méthode a sa propre technique d'estimation de la queue verticale : Une estimation en boucle ouverte pour OPAC, une estimation Bayésienne pour PRODYN et une estimation par filtre de Kalman pour UTOPIA.

L'estimation en boucle ouverte consiste à calculer, à partir de l'estimation à l'instant précédent et des données capteur et à l'aide de l'équation d'évolution (II.15), la nouvelle estimation de la queue verticale.

Pour UTOPIA, une estimation boucle ouverte est réalisé à chaque période et recalée par un filtre de Kalman à la fin de chaque vert. Cette correction se base sur l'écart entre des mesure capteur effectuée durant le vert et leur estimation par le modèle. Les capteurs utilisés pour ces mesures sont situés directement en aval de l'intersection et les mesures utilisées sont des indicateurs agrégés.

En ce qui concerne PRODYN, la queue est considérée comme un processus stochastique à états discrets ; A chaque valeur entière de la queue est associée la probabilité que la queue soit égale à cette valeur. À chaque période d'échantillonnage, une étape de prédiction est suivie d'une étape de correction. La prédiction des probabilités de l'instant suivant est réalisée en utilisant l'équation d'évolution (II.14) : Pour chaque valeur de l'état on applique l'équation et on abouti à un état prédit non forcément entier ; la probabilité de l'état initial est alors répartie entre les deux états entiers les plus proches de l'état prédit. La correction des probabilités est réalisée par la règle de Bayes grâce à un modèle donnant la probabilité d'une mesure en fonction de l'état. La quantité mesurée est le nombre de véhicules passés sur un capteur intermédiaire (à environ 50 mètres en amont de la ligne de feu) pendant la dernière période d'échantillonnage.

## 5 OPTIMISATION

A partir de l'état initial estimé, les modules locaux cherchent à optimiser la commande sur un horizon glissant dont la longueur varie suivant la méthode (PRODYN 80s, OPAC 100s et UTOPIA 120s).

Pour OPAC, l'optimisation est réalisée par une exploration exhaustive des solutions admissibles. Pour UTOPIA, la commande optimisée au pas de calcul précédent est reprise et complétée en fin d'horizon de manière à obtenir la meilleure correspondance, en terme de durée moyenne des phases, entre la commande obtenue et la commande suggérée par le calculateur de zone. Une méthode heuristique est alors utilisée pour minimiser le temps perdu par les véhicules prioritaires. Enfin sur la première partie de l'horizon un algorithme de type branch and bound est utilisé pour modifier la commande précédemment obtenue afin de minimiser le critère. En ce qui concerne PRODYN, l'optimisation est réalisée par programmation dynamique directe (détaillée au Chapitre IV-§4.2).

## **6 VEHICULES PRIORITAIRES**

Dans une extension de PRODYN appelée PRODYN-BUS [HEN 94], le modèle comprend deux états supplémentaires pour chaque véhicule prioritaire présent : Le temps pour arriver en ligne de feu à vitesse libre et le nombre de véhicules particuliers en queue verticale devant le bus. Le critère d'optimisation est modifié pour prendre en compte soit une pondération du temps perdu par les véhicules prioritaires, soit une priorité absolue. Pour assurer une coordination l'instant de sortie d'un véhicule prioritaire est communiqué au carrefour en aval.

Dans UTOPIA, les véhicules prioritaires sont modélisés comme un flux séparé présentant ses propre queues au niveau du carrefour. En cas de priorité absolue le vert est donné pour chaque instant où la probabilité d'arrivée en queue du véhicule prioritaire est non nulle. Les poids du critère pour le temps perdu par les véhicule prioritaire et particuliers permettent aussi l'utilisation d'une priorité relative.

La méthode OPAC ne traite pas directement la priorité ; elle est déconnectée lors du passage d'un véhicule prioritaire et réactivée ensuite.

## **7 ÉVALUATION SUR SITE**

En ce qui concerne UTOPIA, une étude comparative avec une commande par plan de feux fixes, réalisée à Turin (Italie), a mis en évidence une augmentation de la vitesse moyenne de 16 % pour les véhicules particuliers et de 20 % pour les transports publics.

Pour PRODYN différents tests ont été réalisés à Toulouse (France) entre 1987 et 1990. Ils montrent un gain moyen de 10% sur les temps perdus. PRODYN-BUS a été testé en 1997 et a montré des gains de 3 à 6% sur les temps de parcours bus.

Les résultats de tests réalisé sur un carrefour isolé à Tucson (États-Unis), montrent que la méthode OPAC réduit le temps perdu entre 8 et 16%.

## 8 CONCLUSION

Dans ce chapitre, la diversité des solutions existantes, tant en termes méthodologiques (estimation et optimisation) qu'en termes pratiques (prise en compte des véhicules prioritaire), a été constatée. Par ailleurs, les résultats obtenus sur sites par les différentes méthodes montrent que l'approche commande optimale est viable.

Dans le cadre de cette approche, l'intérêt des modèles à queue verticale pour l'optimisation du temps perdu a été mise en évidence. De plus, l'analyse des besoins, en ce qui concerne les communications pour une méthode décentralisée gérant la saturation, a montré l'avantage de la communication des libérations de place sur celle des places libres elles-mêmes.



## 1 INTRODUCTION

Pour réaliser une commande optimale, il est nécessaire de connaître l'état actuel du carrefour (estimation d'état) ainsi que son évolution future sur l'horizon d'optimisation en fonction de la commande (prédiction). Ce chapitre, montre comment un modèle peut être utilisé non seulement pour la prédiction mais aussi pour l'estimation en assurant la stabilité de l'estimation réalisée à l'aide de la commande.

Afin de prendre en compte les caractéristiques stochastiques du trafic tout en évitant le recours à une modélisation basée sur une distribution d'états, le modèle d'évolution des queues verticales est remplacé par un modèle d'évolution de l'espérance mathématique de ces queues.

Les procédures de calcul de l'espérance des arrivées et des départs sont ensuite détaillées. La modélisation retenue vise à la fois à améliorer la représentation des conditions de trafic denses en utilisant la communication de place libre, mais aussi à apporter une robustesse vis à vis des erreurs d'identification de la vitesse libre et des pourcentages directionnels.

## 2 LES OBJECTIFS DU MODELE

### 2.1 Un modèle pour la prédiction

L'évaluation de la qualité d'une commande en termes de temps perdu par les usagers peut se ramener au calcul de l'évolution d'une queue verticale sur l'horizon de la commande. En supposant connue la valeur de cette queue verticale en début d'horizon, il faut alors disposer d'un modèle d'évolution pour prévoir les valeurs futures prises par cette queue.



Figure III.1 : Utilisation d'un modèle d'évolution

Un tel modèle est basé sur l'utilisation de l'équation de récurrence (II.14).

## 2.2 Utilisation pour l'estimation

### 2.2.1 Généralités

Pour un modèle d'état déterministe à temps discret on considère à la période  $k$  trois types de variables :

- Les entrées  $e(k)$
- Les états  $x(k)$
- Les sorties  $s(k)$

Les relations entre ces trois vecteurs sont :

$$x(k+1) = f(x(k), e(k), k) \quad (\text{III.1})$$

$$s(k) = g(x(k), e(k), k) \quad (\text{III.2})$$

Dans le cadre de l'automatique on peut être amené à rencontrer trois manières différentes d'accéder à l'état actuel du système :

- Systèmes où l'état est directement mesurable :

Dans ce cas l'état est obtenu par lecture directe des sorties.

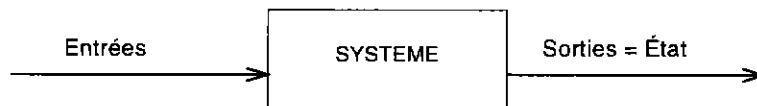


Figure III.2 : Mesure d'état

- Systèmes où l'état n'est pas directement mesurable mais est observable :

Il s'agit de systèmes où il n'est pas possible de mesurer directement l'état du système, mais où les équations (III.1) et (III.2) du modèle permettent de déterminer l'état du système à partir du passé et du présent des entrées et des sorties. Cette reconstitution est réalisée par un observateur.



Figure III.3 : Observateur d'état

- Système où l'état n'est pas directement mesurable et n'est pas observable :

Il s'agit de systèmes où il n'est pas possible de mesurer directement l'état du système et où même la connaissance du passé et du présent des entrées et des sorties ne permet pas la reconstitution de cet état. Dans ce cas, seule une estimation de cet état est possible.

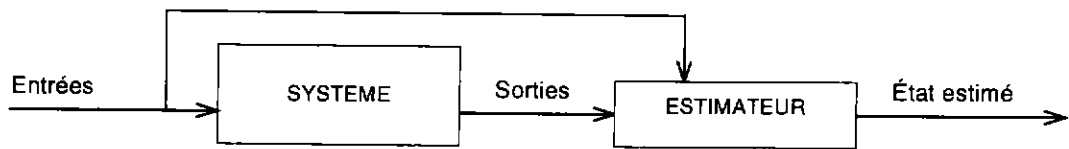


Figure III.4 : Estimateur d'état

Notons que la différence entre ces deux derniers cas ne réside pas dans le schéma bloc mais dans la nature des méthodes (observateur / estimateur) et dans la qualification des résultats (état / état estimé).

Par ailleurs, il existe deux types de variables d'interaction entre le système à commander et le système de commande : Les commandes et les mesures. Les commandes font nécessairement partie des entrées du système à commander tandis que l'affectation des mesures à des variables du modèle est plus délicate. En effet, lors de la modélisation, on peut leur accorder soit le statut d'entrée, soit le statut de sortie, soit les deux statuts.

## 2.2.2 Estimation de la queue verticale

### 2.2.2.1 Problèmes liés aux modèles de sortie

Dans le cas d'un système destiné à minimiser le temps perdu par les usagers d'un réseau de carrefours, il est nécessaire de déterminer, au niveau de chaque ligne de feu, la queue verticale en début d'horizon.

Cependant, il n'existe aucun capteur capable de mesurer directement cette queue verticale ; le schéma de la figure III.2 n'est donc pas applicable.

Par ailleurs, les capteurs existants font que les informations disponibles sont de deux types : longueur de queue par utilisation de cameras associées à un traitement d'image, et temps de passage en des points discrets de la chaussée.

En ce qui concerne l'utilisation de cameras : D'une part, l'état actuel de la technologie ne permet pas aujourd'hui d'avoir une mesure fiable 24h/24h pour tout type de luminosité et de météo. D'autre part, bien qu'il soit possible de définir une relation entre queue réelle et queue verticale, nous montrons par la suite (cf. §5.4.3.2.2) que cette relation n'est en général pas injective (pour une longueur de queue réelle il peut correspondre plusieurs valeurs de queue verticale). On aurait donc à rendre cette relation injective en prédisant l'état actuel à partir de l'état précédant et en utilisant cette prédiction pour sélectionner la queue verticale la plus cohérente (au sens des moindres carrés par exemple).

En ce qui concerne l'utilisation de détecteurs de passage : Les modèles de sortie sont en général stochastiques [KES 88], [GAL 97]. Si on cherche un équivalent déterministe de ces modèles pour obtenir une équation de type (III.2), on s'aperçoit que l'information

capteur sur la queue verticale n'est en fait qu'une information sur la longueur de queue réelle qui n'est disponible que lorsque celle-ci se trouve légèrement (de 0 à approximativement 30 mètres) en deçà du capteur. On retrouve donc le problème de relation non injective auquel se rajoute celui d'une information peu disponible. De plus, le passage du stochastique au déterministe par le calcul de valeurs moyennes conduit à des simplifications qui font qu'une mesure réelle peut être considérée comme impossible.

Toutes ces raisons font que la plupart des différentes méthodes d'estimation déterministes sont inapplicables dans un tel cas (équations de sortie fortement non linéaires et de nature fortement stochastique). Quand aux méthodes stochastiques, elles se prêtent difficilement aux extensions du modèle (prise en compte de configurations plus complexes et de la saturation). De plus, la gestion d'une distribution de probabilité sur les états possibles est relativement lourde et coûteuse en temps de calcul.

Comme la précision sur l'état estimé par un modèle de sortie peut être moins bonne que celle sur l'état prédit (par exemple dans le cas d'un système stable), il est possible de baser l'estimateur uniquement sur l'intégration du modèle. Dans ce cadre, le modèle de sortie n'est plus nécessaire et les mesures utilisées sont affectées aux entrées.

### 2.2.2.2 Estimation boucle ouverte

Dans le chapitre précédent, un modèle d'évolution de la queue verticale a été introduit. Dans PRODYN, ce modèle a toujours été utilisé pour réaliser la prédiction de l'évolution d'une queue verticale. A partir de la connaissance de la queue verticale à un instant passé  $k.T$ , en utilisant ce modèle non plus avec des arrivées et des départs prédits mais avec les mesures des arrivées et des départs ayant effectivement eu lieu depuis l'instant  $k.T$  on pourrait déterminer non plus une prédiction mais une estimation de la queue verticale à l'instant présent  $(k+1).T$ .

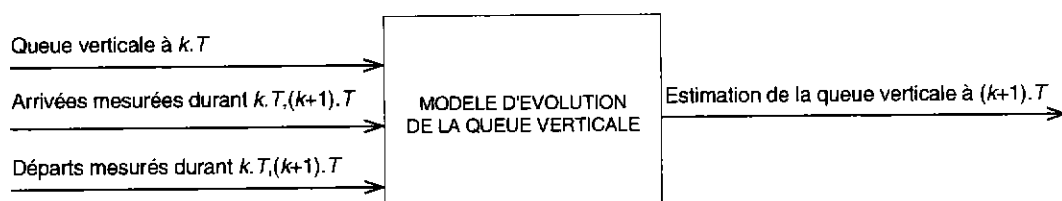


Figure III.5 : Utilisation du modèle d'évolution pour l'estimation

Cependant, même si la queue verticale à l'instant  $k$  est connue avec certitude, il n'existe pas de moyen permettant de mesurer exactement les arrivées et les départs en queue verticale :

- Les départs de queue verticale correspondent aux départs réels de véhicules, ils sont donc mesurables par des capteurs situés en ligne de feu. Mais même avec des capteurs de passage très fiables on aura souvent des mesures erronées (stationnement sur le capteur, véhicules ne passant pas sur le capteur...).



- Les arrivées en queue verticale ne sont pas directement mesurables. Mais on peut y accéder à partir de la mesure des entrées sur la voie commandée. Dans ce cas, en plus des problèmes liés aux mesures par des détecteurs de passage, il est nécessaire de connaître exactement la vitesse libre de chaque conducteur.

Il est donc impossible d'obtenir avec certitude la queue verticale à l'instant  $k+1$ ; on n'en aura qu'une approximation. De plus, si le modèle d'état utilisé était probabiliste pour tenir compte des différentes incertitudes, nous obtiendrions une distribution d'états dans lequel le système peut se trouver et rien ne permet de savoir lequel des états de la distribution correspond à l'état réel.

Dans tous les cas, même avec le meilleur modèle, rien ne permet de déterminer avec certitude le nouvel état de la queue verticale. La conséquence de cette incertitude est le risque de divergence de l'état estimé par rapport à l'état réel. En effet, en règle générale la stabilité d'une estimation réalisée ainsi en boucle ouverte ne peut être garantie.

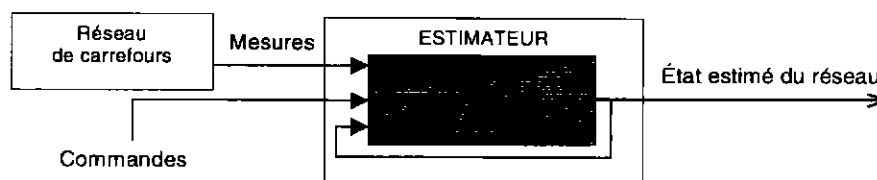


Figure III.6 : Estimateur en boucle ouverte

### 2.2.2.3 Analyse qualitative de la stabilité d'une estimation boucle ouverte

L'idée proposée ici n'est pas d'utiliser un modèle de sortie pour recalibrer l'estimateur (ce qui a été largement étudié par le passé) mais de se servir de la boucle fermée qui existe dès que l'estimateur est utilisé pour la commande.

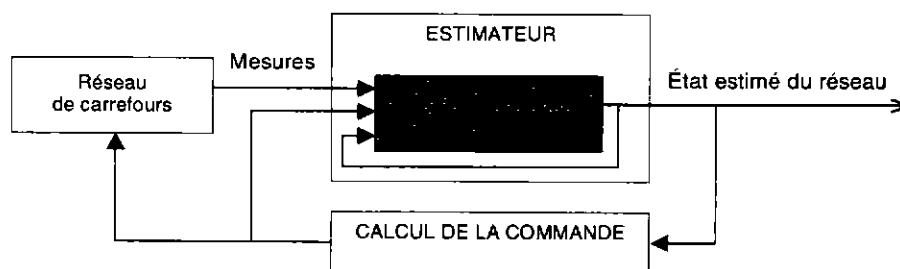


Figure III.7 : Boucle de commande

Pour tirer parti de cette boucle, les conséquences d'une erreur d'estimation sur le calcul de la commande doivent être étudiées. Cette analyse conduit à s'intéresser à deux cas possibles : une erreur positive et une erreur négative.

#### - Cas d'une erreur positive :

Une surestimation de la queue verticale entraîne une surévaluation du nombre de véhicules en attente sur la voie et donc une surévaluation du critère. Le vert donné par la commande sera donc plus long que le vert nécessaire aux véhicules en attente. Les

performances de la commande sont dégradées car le temps de vert supplémentaire accordé ne peut pas être utilisé pour servir un feu antagoniste.

Cependant si on considère que les départs ne sont non pas mesurés mais calculés en fonction de l'état des feux et de la queue verticale estimée, ces départs seront eux aussi surestimés (dans le cas où le vert suffit pour écouler l'ensemble des véhicules en attente, cette surestimation sera exactement la même que celle commise sur la queue verticale). De par l'équation d'évolution utilisée l'erreur est donc entièrement corrigée dès que la commande réussit à écouler l'ensemble des véhicules supposés en attente (sinon au pire elle reste constante et la stabilité du système n'est pas compromise). En pratique dans des conditions de trafic fluide il est toujours possible d'écouler l'ensemble des véhicules et une surestimation de la queue verticale sera toujours corrigée. Dans des conditions de saturation, où il n'est jamais possible d'écouler l'ensemble des véhicules en attente, cette erreur sera conservée et pourra donc être, soit corrigée par une sous-estimation, soit augmentée d'une nouvelle surestimation. Cependant, si cette erreur peut augmenter, elle ne peut excéder le nombre de véhicules pouvant être contenus par la voie et en régime saturé il est impossible de faire une telle erreur. En effet, en régime saturé les voies sont presque entièrement remplies de véhicules en attente; l'état réel fini toujours par être proche de la capacité maximale de la voie et donc de la queue verticale maximum estimée.

Les erreurs importantes peuvent apparaître seulement durant la phase de transition de régime fluide à régime saturé (lors de la transition de régime saturé à régime fluide, une surestimation importante entraînerait une surestimation importante du temps de vert nécessaire et le régime fluide serait plus rapidement atteint et l'erreur corrigée). Une surestimation importante apparaissant au cours de la transition de régime fluide à saturé aura pour conséquence de surestimer la saturation de la voie et entraînera la commande à donner plus vert à la voie et donc à ralentir sa saturation réelle (cela peut aussi lui donner l'occasion d'écouler l'ensemble des véhicules et donc de corriger l'erreur commise).

Une erreur positive d'estimation de la queue verticale n'entraîne pas d'instabilité du système (cette erreur n'entraîne pas une nouvelle erreur positive). Cette erreur est rapidement corrigée par la commande en régime fluide mais cela peut être au prix d'une légère dégradation des performances. En régime saturé elle ne peut pas être importante et n'a pas de conséquences importantes sur la commande. Seule la commande réalisée durant la transition de régime fluide à régime saturé peut être perturbée par une erreur d'estimation importante mais les conséquences sur l'état du trafic de la voie sont plutôt positives.

- Cas d'une erreur négative :

Une sous-estimation de la queue verticale entraîne une sous-évaluation du nombre de véhicules en attente sur la voie. Finalement, lorsque la commande 'pensera' avoir donné le vert nécessaire pour écouler l'ensemble des véhicules en attente, ce temps sera plus court que celui réellement nécessaire et des véhicules resteront 'oubliés' en attente. Une sous estimation peut donc avoir des conséquences importantes sur le fonctionnement du système. C'est pourquoi, dans le développement du modèle, on s'attachera à éviter les erreurs négatives, quitte à commettre un peu plus d'erreurs positives.

### 3 LA PRISE EN COMPTE DES INCERTITUDES

Il existe classiquement deux catégories de modèles :

- Modèles déterministes

A partir d'un état connu, ces modèles font évoluer cet état vers un état unique.

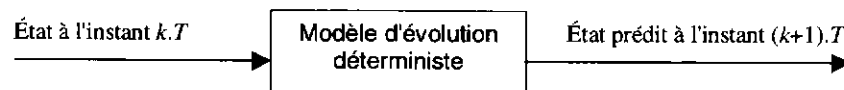


Figure III.8 : Modèle déterministe

- Modèles stochastiques

A partir d'un état connu, ces modèles font évoluer cet état vers une distribution d'état reflétant les différentes possibilités d'évolution.

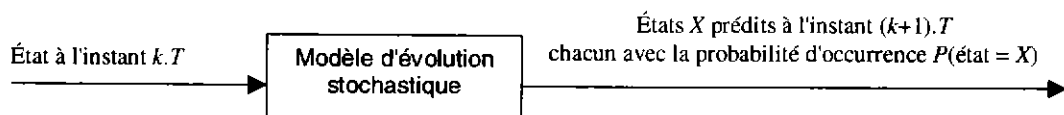


Figure III.9 : Modèle stochastique

L'avantage des modèles stochastiques est de pouvoir prendre en compte les incertitudes, cependant leur principal inconvénient est l'explosion du nombre d'états générés rendant difficile leur utilisation en temps réel. Pour le système PRODYN, la modélisation stochastique n'est utilisée que dans le cadre de l'estimation, un modèle déterministe est ensuite utilisé à partir de l'état le plus probable pour évaluer les différentes commandes.

Dans le cas de l'utilisation d'un modèle déterministe il n'existe qu'une seule évolution, des variables d'état, possible en fonction de la commande. Pour chaque commande envisagée, il n'existe donc qu'une seule valeur possible du critère. Le choix de la commande à appliquer se fait donc directement par sélection parmi les commandes possibles de la commande qui conduit au meilleur critère.

Dans le cas de l'utilisation d'un modèle stochastique, pour chaque commande envisagée il existe plusieurs évolutions possibles de l'état du système et donc plusieurs

valeurs possibles du critère. Le premier problème est l'augmentation du temps de calcul nécessaire pour évaluer chaque commande. En effet, pour une commande envisagée toutes les évolutions possibles doivent être évaluées. Le second problème est le choix de la commande à appliquer. En effet, chaque commande ne conduisant plus à une valeur unique du critère mais à une multiplicité de valeurs, la sélection de la commande à appliquer n'est plus directe. Pour résoudre ce problème un critère de choix prenant en compte cette multiplicité de valeurs doit alors être utilisé. Nous présentons plusieurs solutions couramment utilisées :

- Retenir pour chaque commande la meilleure valeur du critère possible. Cependant, généralement la probabilité d'obtenir le gain maximal est très faible et bien souvent le résultat obtenu est bien plus mauvais.
- Retenir pour chaque commande la moins bonne valeur du critère possible. Cette solution à l'avantage de garantir une performance minimale de la commande, cependant cette stratégie a souvent l'inconvénient d'être trop 'prudente' et de rejeter des solutions globalement bonnes dès qu'il existe un moindre risque.
- Retenir pour chaque commande la valeur du critère la plus probable.
- Définir un nouveau critère comme la somme des différentes valeurs possibles du critère initial pondérées par les probabilités d'obtenir ces valeurs. Il s'agit là de la valeur espérée du critère pour une commande.

La dernière solution est retenue car, grâce à la linéarité du critère utilisé, elle permet de réaliser une optimisation stochastique tout en utilisant un modèle déterministe.

En effet, en choisissant pour chaque commande, un critère  $C^\infty$  défini par la somme des temps perdus totaux de toutes les évolutions possibles pondérées par la probabilité d'obtenir cette évolution on a :

$$C^\infty = \sum_{ev_i} R_{ev_i}^\infty \cdot P(EV = ev_i) \quad (III.3)$$

avec  $R_{ev_i}^\infty$  : Temps perdu total obtenu pour l'évolution  $ev_i$

$P(EV = ev_i)$  : Probabilité d'obtenir l'évolution  $ev_i$

Par définition  $C^\infty$  est donc l'espérance du temps perdu total ( $C^\infty = E[R^\infty] = \overline{R^\infty}$ ) où  $R^\infty$  est donné par l'équation (II.13). D'après la relation (II.11) entre les variables  $N(k)$  queue verticale à l'instant  $k.T$  et  $R^\infty$  temps perdu total, on a alors :

$$\overline{R^\infty} = E \left[ \sum_{-\infty}^{\infty} N(k).T \right] = \sum_{-\infty}^{\infty} \overline{N(k)}.T \quad (III.4)$$

D'où :

$$C^\infty = T \cdot \sum_{-\infty}^{\infty} \overline{N(k)} \quad (III.5)$$

Ainsi au lieu d'expliciter chaque évolution possible de la variable aléatoire  $N(k)$  on peut donc se contenter de l'évolution unique de l'espérance de cette variable  $\overline{N(k)}$ . Le

passage à l'espérance de l'équation de récurrence (II.14) utilisée pour l'évolution de la queue verticale est direct et on obtient :

$$\overline{N(k+1)} = \overline{N(k)} + \overline{A[k, k+1]} - \overline{D[k, k+1]} \quad (\text{III.6})$$

A chaque pas de calcul nous serons donc amené à déterminer l'espérance des arrivées et des départs en queue verticale.

### 3.1 Calcul des espérances d'arrivées

Le calcul de l'espérance des arrivées en queue verticale ne pose pas de problème dans la mesure où on suppose qu'elles sont indépendantes de la queue verticale et des départs. En posant la variable aléatoire suivante :

$$A_{veh}[k, k+1] = \begin{cases} 1 & \text{si arrivée du véhicule entre } k.T \text{ et } (k+1).T \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad (\text{III.7})$$

On a :

$$A[k, k+1] = \sum_{veh} A_{veh}[k, k+1] \quad (\text{III.8})$$

D'où :

$$\overline{A[k, k+1]} = \sum_{veh} \overline{A_{veh}[k, k+1]} \quad (\text{III.9})$$

Or d'après la définition de  $A_{veh}$  :

$$\overline{A_{veh}[k, k+1]} = P(A_{veh}[k, k+1] = 1) \quad (\text{III.10})$$

On a donc :

$$\overline{A[k, k+1]} = \sum_{veh} P(A_{veh}[k, k+1] = 1) \quad (\text{III.11})$$

Cela permet de prendre en compte à la fois la dispersion des vitesses (conduisant à une dispersion des temps de parcours) et les incertitudes sur les itinéraires.

### 3.2 Calcul des espérances des départs

Le calcul de l'espérance des départs est plus problématique. En effet, d'après l'équation (II.18), les départs sont soit liés à la queue et aux arrivées (lorsque  $N(k) + A[k, k+1] < D_{aut}[k, k+1]$ ) soit imposés par l'état du feu et des voies de sorties. Elles valent alors  $D_{aut}[k, k+1]$  (valeur indépendante de  $N(k)$  et  $A[k, k+1]$ ). On peut distinguer 2 cas en fonction de l'état du feu (supposé constant sur  $[k, k+1]$ ) :

#### - Cas du feu au rouge :

Dans ce cas aucun véhicule n'est autorisé à quitter la voie, on a donc :

$$\forall (N(k), A[k, k+1]), \quad D_{aut}[k, k+1] = 0 \quad (\text{III.12})$$

$$\Rightarrow \forall (N(k), A[k, k+1]), \quad D[k, k+1] = 0 \quad (\text{III.13})$$

$D[k, k+1]$  n'est pas une variable aléatoire et on peut écrire directement :

$$\overline{D[k, k+1]} = 0 \quad (\text{III.14})$$

- Cas du feu au vert :

Dans ce cas on a :

$$D[k, k+1] = f(N(k), A[k, k+1], D_{aut}[k, k+1]) \quad (III.15)$$

En supposant le débit autorisé par le feu et l'état des voies de sortie constant sur  $[k, k+1]$  on a alors :

$$D[k, k+1] = f(N(k), A[k, k+1]) \quad (III.16)$$

soit :

$$D[k, k+1] = \text{cst} = D_{aut}[k, k+1] \text{ si } N(k) + A[k, k+1] \geq D_{aut}[k, k+1] \quad (III.17)$$

$$D[k, k+1] = N(k) + A[k, k+1] \text{ si } N(k) + A[k, k+1] < D_{aut}[k, k+1] \quad (III.18)$$

Comme la fonction de calcul des départs n'est pas linéaire on ne peut malheureusement pas écrire la relation suivante :

$$\overline{f(N(k), A[k, k+1])} = f(\overline{N(k)}, \overline{A[k, k+1]}) \quad (III.19)$$

Pour calculer exactement l'espérance des départs il faudrait alors utiliser l'équation :

$$\overline{D[k, k+1]} = \overline{D_{aut}[k, k+1]} \cdot P(N(k) + A[k, k+1] \geq D_{aut}[k, k+1]) + \overline{N'(k) + A'[k, k+1]} \cdot P(N(k) + A[k, k+1] < D_{aut}[k, k+1]) \quad (III.20)$$

avec  $\overline{N'(k)}$  et  $\overline{A'[k, k+1]}$  moyennes réduites à l'espace  $N(k) + A[k, k+1] < D_{aut}[k, k+1]$

Cela obligerait donc à effectuer le calcul de toutes les possibilités d'évolution de la queue verticale et l'idée de pouvoir utiliser un modèle déterministe semble a priori devoir être écartée. Cependant comme la fonction  $f$  est linéaire par morceau, la relation (III.19) est vraie si, pour toutes les queues verticales et les arrivées possibles, on respecte toujours soit  $N(k) + A[k, k+1] \geq D_{aut}[k, k+1]$  soit  $N(k) + A[k, k+1] \leq D_{aut}[k, k+1]$ . En pratique cela est presque toujours vérifié. En effet, si la queue réelle est suffisamment importante elle ne pourra pas s'annuler quelque soit son évolution sur l'intervalle  $[k, k+1]$  et cela même si le débit autorisé par le feu est important (dans ce cas on a toujours  $N(k) + A[k, k+1] \geq D_{aut}[k, k+1]$ ). Si la queue réelle est nulle, comme le débit d'arrivée ne peut être supérieur au débit de saturation (qui est aussi le débit maximal autorisé par le feu en l'absence de congestion en aval), quelque soit les arrivées cette queue restera nulle ( $D[k, k+1] = A[k, k+1]$ ) et l'équation (III.19) est alors vérifiée. Calculer l'espérance des départs par l'équation (III.19) est une approximation uniquement dans le cas où le nombre de véhicules en attente est du même ordre de grandeur que le nombre maximal de véhicules autorisés à quitter la ligne de feu durant  $[k, k+1]$ , et nous venons de voir que c'est rarement le cas (de plus même si cela arrive cela ne peut pas durer plus d'une période). Par la suite le calcul de l'espérance des départs sera donc approché par :

$$\overline{D[k, k+1]} = \min \{ \overline{D_{aut}[k, k+1]}, \overline{N(k) + A[k, k+1]} \} \quad (III.21)$$

### 3.3 Conclusion sur la modélisation retenue

Grâce à la linéarité du critère temps perdu total vis à vis de la queue verticale, il est possible de reporter le calcul de l'espérance du critère au niveau du calcul de l'évolution des queues verticales. Cela permet d'utiliser un modèle déterministe de l'évolution de l'espérance des queues verticales garantissant une optimisation de la commande sur l'ensemble des évolutions possibles sans avoir à expliciter chacune de ces évolutions. Pour faire évoluer l'espérance de la queue verticale, on utilisera l'équation de récurrence (III.6). Il faudra néanmoins, pour tenir compte des éléments présentés au §2, légèrement surestimer  $\overline{A[k, k+1]}$  et légèrement sous-estimer  $\overline{D[k, k+1]}$ .

Dans un premier temps nous nous intéresserons au problème de la détermination des arrivées en queue verticale, puis à celui de la détermination des départs.

## 4 LE CALCUL DES ARRIVEES EN QUEUE VERTICALE

### 4.1 Introduction

Dans le cadre d'un système de commande distribué, l'historique d'arrivées en queue verticale sur l'horizon de commande est construit à partir de deux types de données distinctes :

- Les données communiquées par le carrefour en amont de la voie commandée.
- Les données issues de mesures de capteurs situés sur la voie.

Des traitements doivent être mis en œuvre afin de réduire au maximum les imprécisions et incertitudes qui caractérisent ces données. Ces différentes données sont donc présentées puis la stratégie retenue pour les agréger et réduire les incertitudes est exposée.

### 4.2 Les données communiquées par un carrefour en amont

Ces données correspondent aux sorties de véhicules du carrefour en amont qui se dirigent vers la voie commandée. Elles se caractérisent notamment par l'incertitude sur la réalité des événements prédits quand il existe plus d'une sortie possible. En effet, il n'existe à l'heure actuelle aucun moyen de déterminer avec certitude laquelle de ces sorties sera réellement empruntée. Cette incertitude sur la destination réelle des véhicules de l'intersection en amont doit être prise en compte par le modèle.

Les différents systèmes de commande ont recours à l'utilisation de pourcentages directionnels. Cette solution est retenue, bien que, vu l'interprétation donnée aux équations, il est plus approprié de parler de probabilité de direction. En notant

$\overline{E}_i[k, k+1]$  l'espérance des entrées entre  $k.T$  et  $(k+1).T$  sur la voie de sortie  $i$ , et  $p_{j \rightarrow i}$  la probabilité de direction de la voie  $j$  vers la sortie  $i$ , on a :

$$\overline{E}_i[k, k+1] = \sum_{\text{voies } j} p_{j \rightarrow i} \cdot \overline{D}_j[k, k+1] \quad (\text{III.22})$$

Une fois calculés ces historiques d'entrée sont transmis aux carrefours en aval. Ils serviront ensuite au calcul des arrivées en queue verticale des voies commandées par ce carrefour. Ces historiques d'entrée de voie seront par la suite nommés 'historiques prédits' car ils correspondent à des véhicules qui n'ont pas encore pu être détectés par des capteurs situés sur ces voies. De même on utilisera le terme 'capteur virtuel prédit', un capteur virtuel prédit consisterait en un capteur placé en entrée de voie et capable d'effectuer des mesures dans le futur.

### 4.3 Mesures issues des capteurs

#### 4.3.1 Présentations des différents types de capteurs

Un aperçu des différents types de capteurs existants est présenté en Annexe B. Une interface basée sur un modèle générique de poste de mesure (ensemble de capteurs situés dans la même rue et à une abscisse longitudinale commune) qui permet de concevoir et d'utiliser le système de commande en faisant abstraction du type de capteur utilisé a été développée. Les mesures fournies par cette interface sont les débits et les temps de passage moyen à une abscisse donnée de la ligne de feu. On est amené à définir deux types de poste de mesure en fonction des informations qu'ils peuvent apporter :

- Les postes de mesure éloignés
- Les postes de mesure proches

#### 4.3.2 Les postes de mesure éloignés

Un poste de mesure éloigné est défini comme un ensemble de capteurs alimentés uniquement par des véhicules n'ayant rencontré aucun autre capteur depuis leur dernier franchissement de feu. Ces capteurs sont généralement situés en entrée de voie à une distance importante de la ligne de feu.

Dans la pratique, la topologie d'une rue peut être complexe car :

- D'une part, la voie peut conduire à plusieurs lignes de feux, comme par exemple lorsqu'il y a un mouvement tout droit et un mouvement tourne à gauche protégé
- D'autre part, la voie peut présenter, en amont des lignes de feux des sorties sans feu ; De telles sorties sont appelées fuites.

Du fait de cette complexité, il peut y avoir une incertitude sur la destination future des véhicules détectés. En l'absence d'autre information, la répartition sur les différents



itinéraires possibles s'effectue comme précédemment à l'aide de pourcentages directionnels.

### 4.3.3 Les postes de mesure proches

Un poste de mesure proche est défini comme un ensemble de capteurs alimentés uniquement par des véhicules étant déjà passés sur un poste de mesures en amont. Ces capteurs sont généralement situés à une faible distance de la ligne de feu, ou au niveau d'une sortie non commandée, de sorte qu'il n'existe pas d'incertitude sur la destination future des véhicules détectés.

## 4.4 La prise en compte de la dispersion des vitesses

La disparité des vitesses libres des différents véhicules, est une caractéristique importante du trafic. Ainsi, il existe une incertitude entre la date de passage en amont (mesuré par un capteur ou prédit par un carrefour en amont) et la date d'arrivée réelle en queue verticale.

Dans les méthodes PRODYN et UTOPIA cette dispersion des vitesses n'est pas prise en compte. En effet, la vitesse libre est considérée identique pour tous les véhicules :  $\forall i, V_{li} = V_l$ . Cependant, le fait d'intégrer le modèle avec une certaine période d'échantillonnage ne permet pas de différencier les différentes dates d'arrivées au cours de cette période. La précision sur la date d'arrivée est donc égale à la période d'intégration. Un modèle à temps discret induit donc naturellement une incertitude, égale à sa période d'intégration, sur les dates d'arrivées en queue verticale. De ce fait il n'est pas utile de modéliser explicitement des différences de temps de parcours inférieures à la période d'intégration du modèle. De cela découle qu'il n'est pas utile de prendre en compte la différence de temps de parcours quand les voies ne sont pas très longues (dans le cas de véhicules roulants entre 35 et 65 km/h la longueur limite est de 106 m si on utilise un pas d'intégration de 5 secondes). Cependant, il a été montré, au chapitre précédent §3.2 que les véhicules servant au calcul des arrivées sur un horizon de 80 secondes sont répartis sur 1,1 km en amont de l'intersection. Dans ce cas même si la voie considérée est courte il est nécessaire de tenir compte de la dispersion des vitesses.

La prise en compte de la dispersion des vitesses est indépendante du fait que l'historique en entrée de voie provienne d'un capteur de passage ou d'informations en provenance du carrefour en amont. Une fonction de répartition des temps de parcours traduit cette dispersion. En l'absence de mesures expérimentales permettant d'identifier cette fonction de répartition, l'hypothèse d'une répartition uniforme bornée entre deux valeurs  $L_c/V_{max}$  et  $L_c/V_{min}$  ( $L_c$  étant la distance du capteur à la ligne de feu) est raisonnable. La figure III.10 illustre la répartition de la dernière mesure réalisée par le capteur de passage dans un historique d'arrivée en queue verticale. Lorsque plusieurs

queues verticales sont alimentées par un capteur les pourcentages directionnels sont également utilisés.

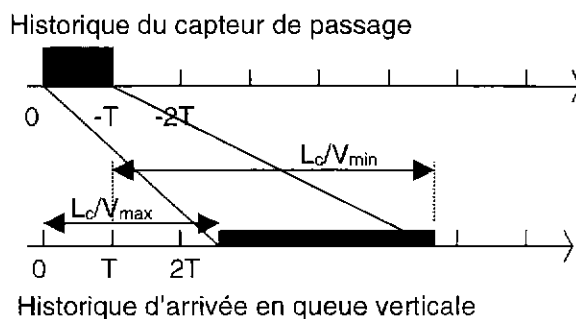


Figure III.10 : Affectation d'une mesure à l'historique d'arrivée

Remarque : La densité de probabilité d'arrivée à l'instant  $t$  en queue verticale des véhicules entrés entre les instants  $k.T$  et  $(k+1).T$  s'exprimant par :

$$p(t_a[k, k+1] = t) = \frac{1}{T + \frac{L_c}{V_{\min}} - \frac{L_c}{V_{\max}}} \quad \text{si } k.T + \frac{L_c}{V_{\max}} \leq t \leq (k+1).T + \frac{L_c}{V_{\min}} \quad (\text{III.23})$$

$$= 0 \quad \text{sinon}$$

On a :

$$\overline{A[k, k+1]} = \sum_{k'=-\infty}^{k+\infty} \overline{E[k', k'+1]} \cdot \int_{k.T}^{(k+1).T} p(t_a[k', k'+1] = t) \cdot dt \quad (\text{III.24})$$

## 4.5 Agrégation et filtrage des différentes informations

L'historique d'arrivée en queue verticale est construit à partir de 3 types d'informations :

- Les historiques des sorties prédites au niveau des carrefours en amont.
- Les historiques des postes de mesures éloignés.
- Les historiques des postes de mesures proches.

L'agrégation de ces différentes informations vise à réduire les incertitudes.

### 4.5.1 Filtrage de l'historique prédit par un poste de mesures éloigné

Si une voie est équipée en entrée par un poste de mesures éloigné, un véhicule prévu par les sorties du carrefour en amont, soit passera soit ne passera pas sur ce poste de mesures éloigné. Avant sa date de passage au plus tard sur le poste de mesures éloigné, on n'est pas en mesure de savoir si ce véhicule se dirige ou non vers cette voie ; Il faut alors recourir aux pourcentages directionnels du carrefour en amont (cf. §4.2). Après cette date l'information du poste de mesures éloigné permet de résoudre cette incertitude ; La valeur réalisée remplace alors la valeur attendue.

Si un poste de mesures éloigné existe, seul les véhicules de l'historique prédit n'ayant toujours pas pu être détectés par le poste de mesures éloigné sont pris en compte pour le calcul de l'historique d'arrivée en queue verticale. En l'absence de poste de

mesures éloigné ou en cas de défaillance de celui-ci, l'historique prédit est utilisé pour le calcul des arrivées sur tout l'horizon.

#### 4.5.2 Filtrage de l'historique éloigné par un poste de mesures proche

##### 4.5.2.1 Introduction

Lorsqu'un poste de mesures éloigné alimente plusieurs lignes de feu ou plusieurs fuites, la présence d'un poste de mesures proche peut permettre la levée de l'incertitude sur la destination d'un véhicule détecté. D'autre part, comme un poste proche est plus rapproché qu'un poste éloigné de la ligne de feu, l'incertitude sur la date d'arrivée en queue verticale est aussi plus faible. Cependant lorsque la queue atteint un poste proche, les véhicules détectés par celui-ci peuvent déjà être en queue verticale. Ainsi, les informations délivrées par un poste proche ne sont donc valables pour réduire les incertitudes que si la file d'attente est suffisamment en aval de ce poste. La solution simple consistant à n'utiliser les mesures du poste éloigné que pour compléter les mesures du poste proche ne peut pas être retenue.

##### 4.5.2.2 Procédure de filtrage

La solution retenue consiste à supprimer de l'historique du poste de mesures éloigné tous les véhicules ayant pu être reconnu par un poste de mesures proche. L'historique d'arrivée étant alors construit en tenant compte de tous les véhicules contenus dans les deux historiques.

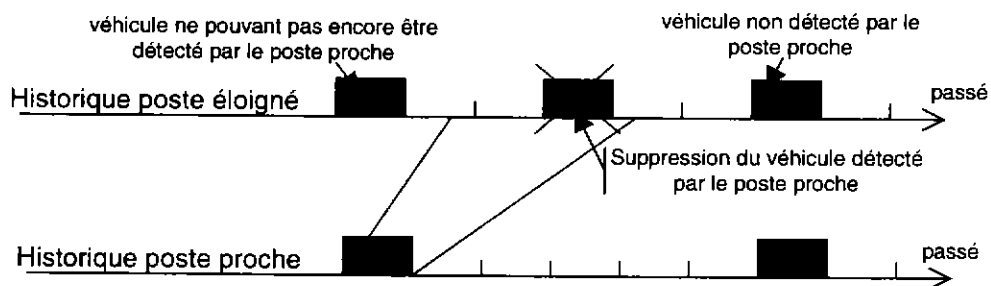


Figure III.11 : Filtrage d'un poste éloigné par un poste proche

Lorsque plusieurs véhicules de l'historique du poste éloigné peuvent correspondre, il est préférable de choisir le plus ancien car il est probable que les futures mesures permettent l'élimination ultérieure des véhicules les plus récents.

##### 4.5.2.3 Conséquences du filtrage sur l'estimation

La date d'arrivée au plus tôt  $d_a$  d'un véhicule en queue verticale, calculée à partir d'une mesure effectuée entre les instant  $t-T$  et  $t$  par un poste éloigné, est d'après le paragraphe 4.4 sur la prise en compte de la dispersion des vitesses :

$$d_a = t - T + \frac{L_{\text{loin}}}{V_{\text{max}}} \quad (\text{III.25})$$

La date de détection  $d_d$  au plus tard de ce véhicule par un poste proche est :

$$d_d = t + \frac{L_{loin} - L_{proche}}{V_{min}} \quad (III.26)$$

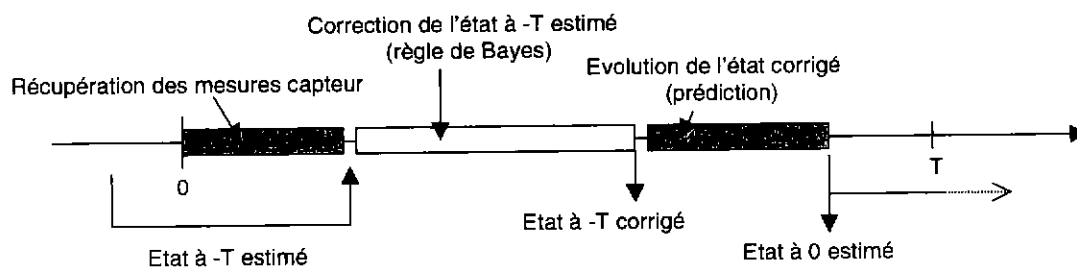
Il est donc possible que la date de détection au plus tard soit postérieure à la date d'arrivée au plus tôt. C'est le cas si :

$$\frac{L_{loin}}{V_{max}} - T < \frac{L_{loin} - L_{proche}}{V_{min}} \quad (III.27)$$

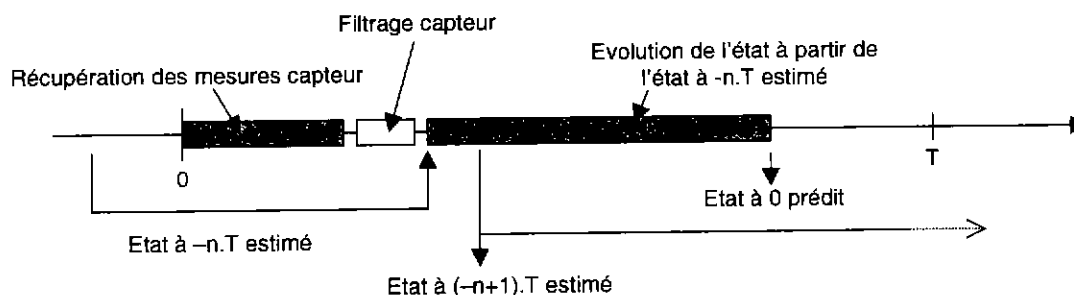
Exemple : Si  $\frac{L_{loin}}{V_{max}} - T < 0$  (si  $L_{loin} < 90$  m pour  $V_{max} = 65$  km/h et  $T = 5$  s), ce problème se posera toujours quelque soit la distance entre le poste de mesures éloigné et le poste de mesures proche.

Lorsque le véhicule à supprimer de l'historique du poste éloigné a déjà été intégré (entièrement ou en partie seulement) dans une ou plusieurs queues verticales, le filtrage d'un poste éloigné par un poste proche entraîne donc la nécessité de corriger ces queues verticales ainsi que les différentes variables qui en découlent (sorties prédites, places libres et libération de places libres...).

Pour éviter toutes ces corrections à posteriori, l'estimation des différentes variables d'état est effectuée en retard de quelques périodes d'échantillonnage de manière à ce que ce véhicule n'ait pas pu être intégré en queue verticale estimée avant que la procédure de filtrage ait pu avoir lieu. Une nouvelle mesure ne pourra donc plus corriger une mesure passée qui a déjà été utilisée pour intégrer la queue verticale.



Obtention de l'état à t=0 par correction – prédiction (cas PRODYN)



Obtention de l'état à t=0 par n prédictions

Figure III.12 : Estimateur classique -- Estimateur à retard

La figure III.12 illustre les différences entre un processus classique d'estimation par correction – prédiction, comme utilisé par PRODYN, et la solution présentée ici. On notera que la phase de correction est remplacée par des phases supplémentaires de prédiction. L'intérêt essentiel de la solution retenue, hormis sa simplicité, est de permettre l'introduction de variables d'états supplémentaires sans avoir à utiliser de procédé de correction.

Dans le prototype de commande réalisé, le retard à l'estimation se règle par un nombre  $n_{re}$  de périodes d'échantillonnage. Ainsi la date de début d'intégration en queue verticale estimée d'un véhicule détecté par un poste de mesures éloigné devient :

$$d_a' = d_a + n_{re}.T \quad (III.28)$$

On doit alors assurer  $d_a' > d_d$  soit :

$$n_{re} > \left( \frac{L_{loin} - L_{proche}}{V_{min}} - \frac{L_{loin}}{V_{max}} \right) \frac{1}{T} + 1 \quad (III.29)$$

Remarque : par défaut ce décalage est réglé à 4 périodes d'échantillonnage, ce qui permet de gérer toutes les voies jusqu'à 300m de longueur pour des vitesses comprises entre 35 et 65 km/h quelque soit la position du poste de mesures proche.

#### 4.5.2.4 Problèmes connexes au filtrage

En général, comme un poste de mesures proche peut être alimenté par plusieurs postes de mesures éloignés, plusieurs solutions peuvent être possibles pour identifier un véhicule détecté par un poste proche sur un poste éloigné. De même, un poste éloigné peut aussi alimenter plusieurs postes proches. En général l'identification sur les historiques des postes éloignés de véhicules détectés par des postes proches est donc loin d'être directe.

La première solution envisagée était la traduction de ce problème sous forme de Simplexe. Cependant, comme il est possible qu'un véhicule détecté par un poste proche puisse ne correspondre à aucun des véhicules détectés par des postes éloignés (véhicule quittant une place de stationnement, véhicule dont le comportement est marginal, véhicule provenant d'une entrée latérale non équipée...), bien souvent ce Simplexe n'a pas de solution (De plus quand il en a, il en a souvent aussi plusieurs). Ainsi, l'idée d'une résolution formelle a été abandonnée au profit d'une solution heuristique permettant l'identification d'un maximum de véhicules en un minimum de temps de calcul. Cette solution est basé sur les deux constatations suivantes :

- Il existe souvent au moins un poste éloigné ne pouvant être filtré que par un poste proche et/ou il existe souvent au moins un poste proche ne pouvant filtrer qu'un seul poste éloigné.
- Le filtrage d'un poste éloigné par un poste proche, a pour conséquences de réduire les possibilités de filtrage des autres postes éloignés alimentant le poste

proche ainsi que les possibilités de filtrage des postes proches alimentés par ce poste éloigné.

Les grandes lignes de l'algorithme utilisé sont les suivantes :

- 1- Pour chaque poste éloigné, on construit la liste de tous les postes proches, situés en zone fluide, dont les dernières mesures peuvent correspondre avec un ou plusieurs véhicules de l'historique du poste éloigné considéré. En parallèle on construit pour chaque poste proche la liste des postes éloignés pouvant être filtrés par le poste proche considéré.
- 2- Tant qu'il existe un poste éloigné n'ayant qu'un poste proche possible, on filtre ce poste éloigné par ce poste proche (les différentes listes étant remises à jour).
- 3- Tant qu'il existe un poste proche n'ayant qu'un poste éloigné possible, on filtre ce poste éloigné par ce poste proche (les différentes listes étant remises à jour).
- 4- Si au moins un filtrage a été effectué en 3, on revient en 2.
- 5- Chaque poste éloigné pouvant encore être filtré (si c'est le cas il y a au moins deux possibilités de filtrage) est filtré en utilisant en priorité le poste proche vers lequel le pourcentage directionnel de véhicules issus de ce poste éloigné est le plus fort.

Remarque : Le point 5 de l'algorithme permet de choisir la solution la plus vraisemblable vis à vis des pourcentages directionnels d'un poste de mesure vers un autre.

#### 4.6 Récapitulatif du calcul des arrivées en queue verticale

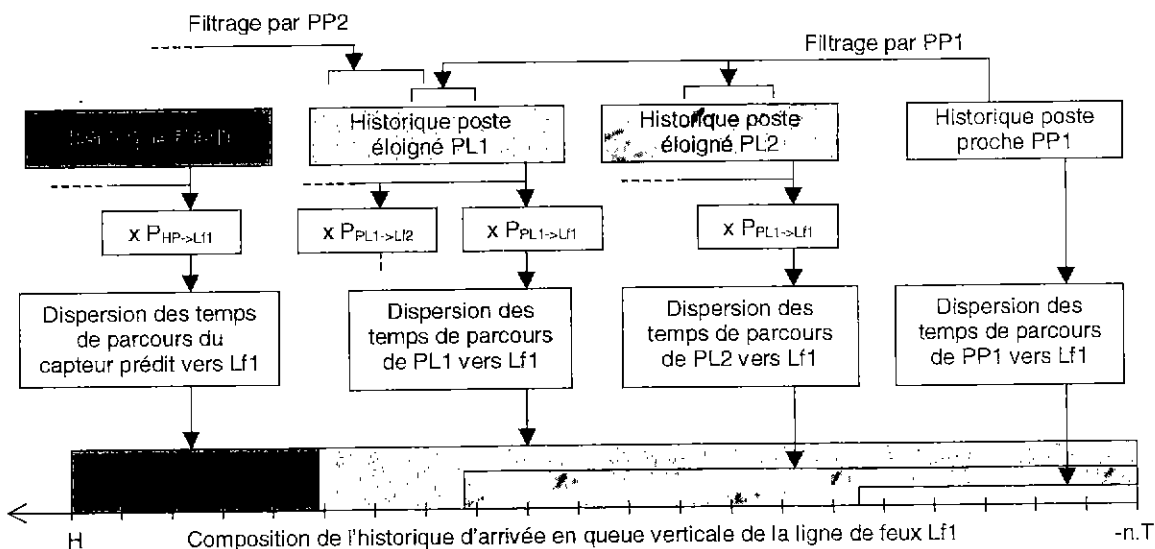


Figure III.13 : Construction de l'historique d'arrivée : PP poste proche, PL poste éloigné, Lf ligne de feu

La figure III.13 illustre le procédé de construction de l'historique des arrivées en queue verticale à partir des différentes informations obtenues. On pourra remarquer

l'utilisation des pourcentages directionnels permettant de prendre en compte l'incertitude sur les destinations, ainsi que le processus de dispersion des temps de parcours permettant de prendre en compte la dispersion des vitesses libres.

#### 4.7 Aperçu des possibilités d'application

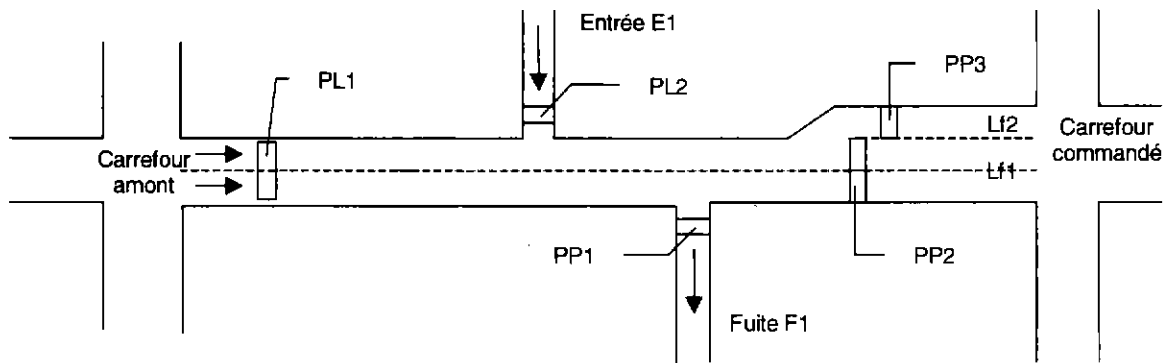


Figure III.14 : Exemple de configuration

La définition et l'utilisation de postes de mesure proches et éloignés, permet une souplesse d'utilisation et de nombreuses possibilités d'applications dont la figure III.14 présente un aperçu. Cet exemple nous permet cependant de faire les remarques suivantes :

- A propos du poste de mesure éloigné PL1 : Ce poste alimente les lignes de feu Lf1 et Lf2 et la fuite F1. Il est lui même alimenté par un historique prédit issu du carrefour en amont. Ce poste de mesure est utile si cet historique prédit n'est pas suffisamment précis (mauvaise connaissance des pourcentages directionnels du carrefour en amont par exemple). En son absence les postes proches PP2 et PP3 deviendraient des postes éloignés.
- A propos du poste de mesures éloigné PL2 : Ce poste alimente les lignes de feu Lf1 et Lf2 et la fuite F1. Ce poste de mesure est utile si le débit en provenance de l'entrée latérale E1 est important.
- A propos du poste de mesures proche PP1 : Ce poste alimente la fuite F1. Il est utile pour filtrer les historique de PL1 et PL2 si le débit de fuite est important.
- A propos des postes de mesures proches PP2 et PP3 : Ces postes alimentent respectivement les lignes de feu Lf1 et Lf2. Il sont utiles pour filtrer les historique de PL1 et PL2 lorsque les pourcentages directionnels vers Lf1 et Lf2 sont mal connus, ou lorsque la dispersion des vitesses libres est très importante, ou lorsqu'il existe une entrée latérale non équipée de capteur en amont. Ils peuvent aussi détecter des véhicules venant de quitter une place de stationnement.
- A propos de l'historique prédit : L'historique communiqué par le carrefour en amont sert à alimenter un capteur prédit virtuel de manière à pouvoir compléter

l'historique d'arrivée en queue verticale (cf. §4.2). La position de ce capteur prédit est un paramètre du prototype réalisé. Lorsqu'on est en présence d'un poste éloigné entre la sortie du carrefour en amont et les lignes de feu, cette position doit être réglée juste en amont du poste éloigné. En absence de poste de mesure éloigné cette position est la ligne de feu du carrefour en aval. La modification de la position du capteur virtuel prédit peut permettre de parer à une éventuelle défaillance du poste de mesure éloigné.

## 5 LE CALCUL DES DEPARTS DE QUEUE VERTICALE

### 5.1 Introduction

Les sorties d'une voie commandée par un feu sont liés à l'état de ce feu, à l'état des voies de sortie ainsi qu'à l'état de la voie elle même. Avant de présenter l'algorithme de calcul des départs, nous détaillons les points suivants de la modélisation retenue:

- Le débit autorisé par l'état d'un feu.
- Les gênes engendrées par les conflits non résolus par les feux.
- Le débit maximum admissible en entrée d'une voie de sortie.
- Les conséquences d'une saturation des sorties.

### 5.2 Le débit autorisé par un feu

Le débit  $D_{feu,i,j}$  autorisé sur la voie  $j$  de la ligne de feu  $i$  est donné par la couleur du feu et, lorsque le feu est vert, par la durée du vert écoulé  $t_{vert,i}$ . En effet, lorsque le feu vient de passer au vert il se forme une onde de démarrage qui se propage vers l'arrière de la queue et, si aucune remontée de queue ne vient gêner les sorties, le débit de sortie augmente jusqu'à sa valeur de saturation  $D_{sati,j}$ . On note  $d_{fdemi,j}$  la durée de vert nécessaire à l'établissement du débit de saturation. Il se peut qu'ensuite ce débit soit amené à diminuer pour des raisons de topologie de la voie, par exemple dans le cas d'un élargissement peu avant la ligne de feu. On note  $d_{red,i,j}$  la date de réduction éventuelle du débit de sortie à partir de l'instant de mise au vert.

La modélisation retenue par PRODYN est complétée afin de modéliser l'existence d'un débit variable en fonction de la durée du vert écoulé. En notant  $D_{ora,i,j}$  le débit à l'orange, on a alors:

$$\begin{aligned}
 D_{feu,i,j} &= 0 && \text{si le feu est rouge} \\
 &= D_{ora,i,j} && \text{si le feu est orange} \\
 &= \eta(t_{vert,i}).D_{sati,j} && \text{si le feu est vert avec : } \eta(t_{vert,i} < d_{fdemi,j}) = \eta_{demi,j} \\
 &&& \eta(d_{fdemi,j} \leq t_{vert,i} < d_{red,i,j}) = 1 \\
 &&& \eta(d_{red,i,j} \leq t_{vert,i}) = \eta_{red,i,j}
 \end{aligned}
 \tag{III.30}$$



Les débits  $D_{sat_{i,j}}$  et  $D_{ora_{i,j}}$ , les coefficients réducteurs  $\eta_{demi,j}$  et  $\eta_{red_{i,j}}$  ainsi que les dates  $d_{red_{i,j}}$  et  $d_{demi,j}$  sont des paramètres du modèle.

### 5.3 Conflits non résolus par les feux

Dans les cas où les feux ne permettent pas d'éviter tous les conflits (ex : tourne à gauche non protégé, flèche orange clignotante pour les tourne à droite...), le trafic prioritaire va réduire le trafic non prioritaire. Cette restriction par un trafic prioritaire est abordée dans THESEE [THE 76].

THESEE calcule le débit maximum  $D_{max_{i \rightarrow k}}$  de véhicules, d'un trafic non prioritaire, autorisé à quitter la voie  $i$  pour la sortie  $k$  en fonction du débit  $D_{prio_{j \rightarrow k}}$  de véhicules prioritaires sur ce trafic :

$$D_{max_{i \rightarrow k}} = D_{sat_i} \cdot (1 - \alpha \cdot D_{prio_{j \rightarrow k}}) \quad (\text{III.31})$$

où  $\alpha$  est un coefficient constant égal à l'inverse du maximum des débits de saturation des flux prioritaires.

THESEE ne tient ni compte de la saturation des voies de sortie, ni des variations de débit de la voie. On peut étendre cette méthode pour résoudre ce second problème en remplaçant le débit de saturation  $D_{sat_i}$  par le débit obtenu après prise en compte de ces phénomènes (cf. §5.6). Le simulateur utilisé pour valider les performances du système de commande ne modélisant pas encore ces phénomènes de manière satisfaisante, cette solution ne peut pas être vérifiée et n'a donc pas été retenue.

### 5.4 Le débit maximum admissible par une sortie

#### 5.4.1 introduction

Le débit  $Se_k$  en entrée d'une sortie  $k$  ne peut excéder le débit maximum  $S_{aut_{sk}}$  admissible par cette sortie. La contrainte suivante doit donc être respectée:

$$Se_k \leq S_{aut_{sk}} \quad (\text{III.32})$$

Le calcul de  $S_{aut_{sk}}$ , se base sur une relation entre le débit admissible en entrée d'une voie et l'état de cette voie.

#### 5.4.2 Modélisation du débit maximum en entrée de voie

D'un point de vue macroscopique, l'utilisation d'un diagramme fondamental permet d'exprimer le débit d'une voie en fonction de la concentration de véhicules sur cette voie. Un exemple de diagramme fondamental est présenté sur la figure III.15 ainsi qu'un nuage de points de mesure expérimentale relevée sur la ville de Toulouse. Pour utiliser un tel modèle il faut notamment pouvoir considérer que la concentration est uniforme (identique en tout point de la voie).

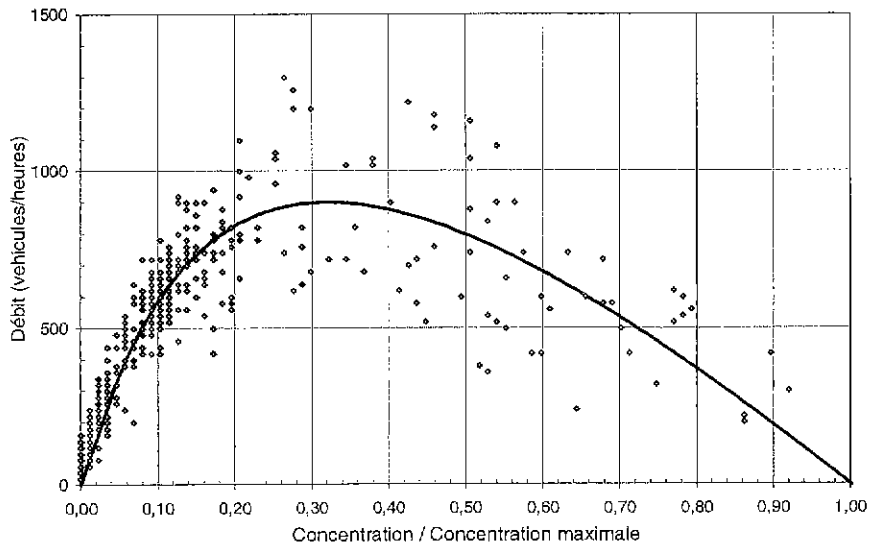


Figure III.15 : Diagramme débit - concentration

Comme le débit cherché est le débit d'entrée, une hypothèse de concentration uniforme en arrière de la queue pourrait être retenue. Cependant pour calculer cette concentration il faut connaître la position de la fin de la queue réelle, et donc modéliser l'évolution de cette queue réelle, notamment sa dynamique (ondes de démarrage - ondes de freinage). De plus, on peut aussi constater la forte dispersion des mesures expérimentales de débit aux fortes concentrations. Cette dispersion, en plus de rendre les modèles débits concentration difficiles à calibrer, limite leurs performances. Cette solution, relativement lourde en temps de calcul, est écartée au profit d'un modèle simplifié.

Les modèles débit - concentration considèrent que, lorsque la concentration est faible, le débit croît avec la demande jusqu'à être limité par le débit de saturation. Lorsque la concentration augmente au delà d'une certaine valeur (en général 30% de la valeur maximum), ce débit diminue pour s'annuler lorsque la concentration est maximale. Il est courant de décomposer le modèle débit concentration en deux sous modèles, le premier correspondant à l'offre et le second à la demande [BUI 97]. Nous reprenons le même principe pour créer un modèle débit maximum - places libres décrivant l'offre de trafic. Au dessus d'un certain nombre de places libres  $PL_{red_k}$ , le débit est considéré constant et égal au débit de saturation de la voie  $S_{sat_k}$ , puis ce débit diminue pour s'annuler lorsque les places deviennent occupées. La nécessité d'éviter toute sous-estimation de la queue (cf. §2.2.2) et donc toute surestimation des départs conduit à annuler le débit dès que le nombre de places libres en sortie est inférieur à  $PL_{min_k}$ . Le modèle choisi est linéaire par morceaux.  $PL_{red_k}$ ,  $PL_{min_k}$  et  $S_{sat_k}$  sont ses paramètres :

$$S_{aut - s_k} = S_{sat_k} \cdot \max \left\{ 0 ; \min \left\{ \frac{PL - PL_{min_k}}{PL_{red_k} - PL_{min_k}} ; 1 \right\} \right\} \quad (III.33)$$

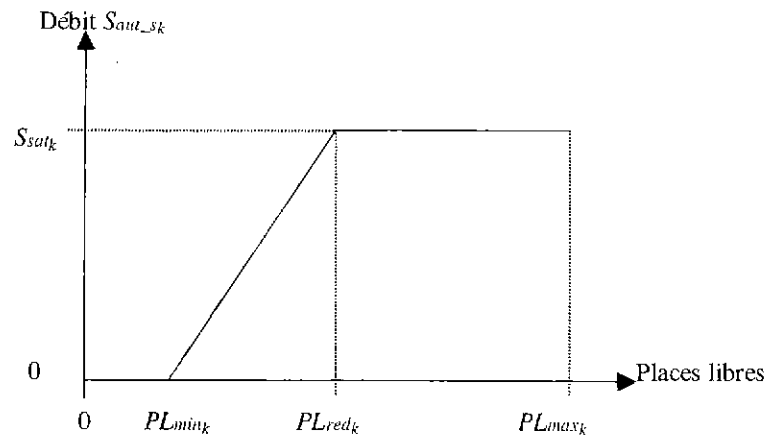


Figure III.16 : Relation débit - places libres

Le principal avantage de ce modèle est qu'il n'utilise pas la densité en arrière de la queue réelle mais les places libres en arrière d'une queue tassée dont l'évolution est plus simple à modéliser. En effet, seules les dates de fin de remontés d'ondes de démarrage sont à calculer.

#### 5.4.3 Modèle d'évolution des places libres

Le nombre de places libres est évalué en faisant l'hypothèse que les véhicules en mouvement entre l'entrée du chaînon et l'arrière de la queue sont en fait arrêtés à concentration maximale juste derrière la queue.

Le calcul des places libres  $PL(k+1)$  à l'instant  $(k+1).T$  s'effectue à partir des places libres  $PL(k)$  à l'instant  $k.T$  à l'aide de l'équation de récurrence suivante :

$$PL(k+1) = PL(k) - Occ[k, k+1] + Lib[k, k+1] \quad (III.34)$$

où :  $Occ[k, k+1]$  est le nombre de places occupées entre  $k.T$  et  $(k+1).T$

$Lib[k, k+1]$  est le nombre de places libérées entre  $k.T$  et  $(k+1).T$

Ce problème se décompose naturellement en deux parties : l'occupation des places et la libération des places.

##### 5.4.3.1 L'occupation des places

L'occupation des places libres d'une voie s'effectue dès l'entrée d'un véhicule sur cette voie.  $Occ[k, k+1]$  est donc donnée directement par les entrées sur la voie durant la même période soit :

$$Occ[k, k+1] = E[k, k+1] \quad (III.35)$$

Pour l'estimation d'état au niveau du carrefour en aval de la voie : les entrées sur la voie sont soit données par les capteurs d'entrée soit calculées à partir des sorties du carrefour en amont (cf. §4.2) dans le cas où la voie n'est pas équipée de capteur d'entrée.

Pour le calcul de la commande optimale au niveau du carrefour en amont à la voie : les entrées sur la voie sont données par le calcul des sorties des voies en amont.

### 5.4.3.2 La libération des places

#### 5.4.3.2.1 Introduction

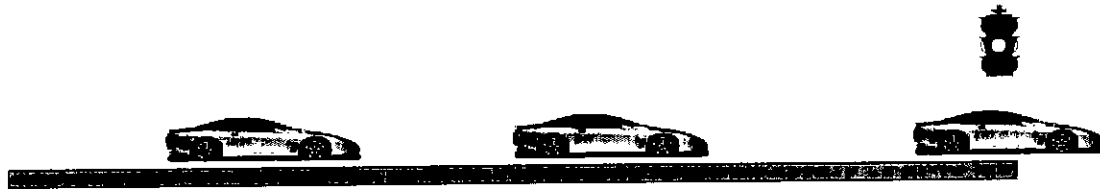


Figure III.17 : Libérations en régime fluide

Lorsque le feu commandant la voie est vert et qu'il n'existe pas de file d'attente, l'espace libéré au niveau de la sortie est immédiatement répercuté en entrée (cf. figure III.17). Dans ce cas, les libérations sont données par les départs de la voie soit :

$$Lib[k, k + 1] = D[k, k + 1] \quad (III.36)$$

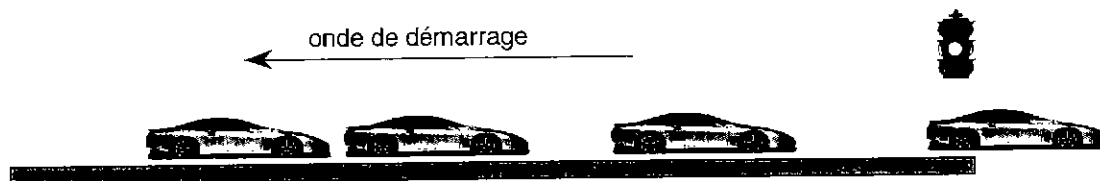


Figure III.18 : Libération en présence d'une onde de démarrage

Lorsqu'il existe une file d'attente, la répercussion en arrière de la queue d'un départ au niveau de la ligne de feu n'est effective que lorsque l'onde de démarrage a atteint la fin de cette queue (cf. figure III.18). Tous les départs de la voie effectués durant la remontée d'une onde de démarrage doivent donc être transformés en libération de place dès l'instant de fin de remonté de l'onde.

En notant  $k_1$  la période au début de laquelle l'onde de démarrage a été générée et  $k_2$  la période de fin de remontée de l'onde on a dans le cas où cette onde est la seule présente sur la voie (aucune autre onde générée avant  $k_2$ ) :

$$Lib[k_2, k_2 + 1] = \sum_{k=k_1}^{k_2} D[k, k + 1] \quad (III.37)$$

Dans ce qui suit, le problème du calcul de la date de fin de remonté d'une onde de démarrage est exposé. Puis l'algorithme développé pour gérer la présence simultanée de plusieurs ondes de démarrage est présenté.

#### 5.4.3.2.2 Équivalence queue verticale - queue réelle

Pour effectuer le calcul de la date de fin de remonté de l'onde de démarrage, il faut connaître la position de la fin de la queue réelle lorsque celle-ci est atteinte par l'onde. La première tâche est donc de trouver une relation entre la queue réelle et la queue verticale.

Lorsque la queue réelle est tassée, il n'y a pas d'onde dans la queue. Il est donc possible de réaliser le calcul de la longueur  $Lq(t)$  de cette queue à l'instant  $t$  par 'allongement' de la queue verticale  $N(t)$  à ce même instant. Pour cela on suppose

connue la distance moyenne  $lv$  entre les pare-chocs avant de deux véhicules à l'arrêt. Le simple 'allongement' de la queue verticale n'est pas suffisant, car, comme exposé sur la figure III.19, des véhicules absents de la queue verticale peuvent déjà être dans la queue réelle.

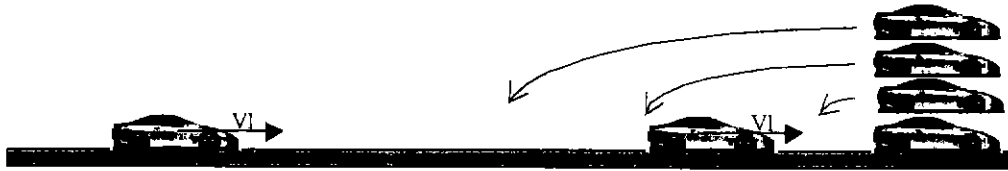


Figure III.19 : Allongement de la queue verticale

Ces véhicules correspondent à des véhicules qui rentreront au plus tard en queue verticale  $Lq(t)/V_l$  secondes plus tard. On a donc la relation suivante :

$$Lq(t) = lv \cdot \left( N(t) + A \left[ t, t + \frac{Lq(t)}{V_l} \right] \right) \quad (\text{III.38})$$

#### 5.4.3.2.3 Calcul de la date de fin de remontée d'onde

Connaissant la vitesse de remontée de l'onde de démarrage  $V_{od}$  (généralement  $3 \text{ m.s}^{-1}$ ), l'instant de fin de remontée d'onde  $t_2$  s'exprime en fonction de l'instant de génération  $t_1$  par :

$$t_2 = t_1 + \frac{Lq(t_2)}{V_{od}} \quad (\text{III.39})$$

Pendant la conversion queue verticale - queue réelle n'est valable que dans la mesure où la queue réelle est tassée, cette conversion doit être réalisée avant la génération de l'onde soit à l'instant  $t_1$ . La queue réelle à l'instant  $t_2$  est alors donnée en ajoutant à la queue réelle à l'instant  $t_1$  tous les véhicules ayant rejoint celle-ci entre  $t_1$  et  $t_2$  soit :

$$Lq(t_2) = Lq(t_1) + lv \cdot A \left[ t_1 + \frac{Lq(t_1)}{V_l}; t_2 + \frac{Lq(t_2)}{V_l} \right] \quad (\text{III.40})$$

En combinant les équations (III.38), (III.39) et (III.40) on obtient :

$$Lq(t_2) = lv \cdot (N(t_1) + A[t_1; t_1 + Lq(t_2) \cdot K]) \quad (\text{III.41})$$

$$\text{avec } K = \frac{1}{V_{od}} + \frac{1}{V_l}$$

Travaillant avec un système échantillonné à la période  $T$ , la date  $t_1$  correspond toujours à la mise au vert du feu au début d'une période d'échantillonnage. Par contre, la durée  $Lq(t_2) \cdot K$  ne correspond généralement pas à un nombre entier de périodes d'échantillonnage. On pose donc :

$$Lq(t_2) \cdot K = (n + r) \cdot T \quad (\text{III.42})$$

avec  $n$  entier positif ou nul et  $r$  réel tel que  $0 \leq r < 1$ .

L'équation (III.41) s'écrit alors :

$$Lq(t_2) = (n+r) \cdot \frac{T}{K} = lv \left( N(k_1) + r.A[k_1+n; k_1+n+1] + \sum_{k=0}^{k=n-1} A[k_1+k; k_1+1+k] \right) \quad (\text{III.43})$$

On est donc amené à trouver les valeurs de  $n$  et  $r$  qui satisfassent l'égalité (III.44) :

$$(n+r) \cdot \frac{T}{K} = Lq(k_1+n) + lv.r.A[k_1+n; k_1+n+1] \quad (\text{III.44})$$

$$\text{avec } Lq(k_1+n) = lv \left( N(k_1) + \sum_{k=0}^{k=n-1} A[k_1+k; k_1+1+k] \right)$$

Pour cela l'algorithmique suivant est utilisé :

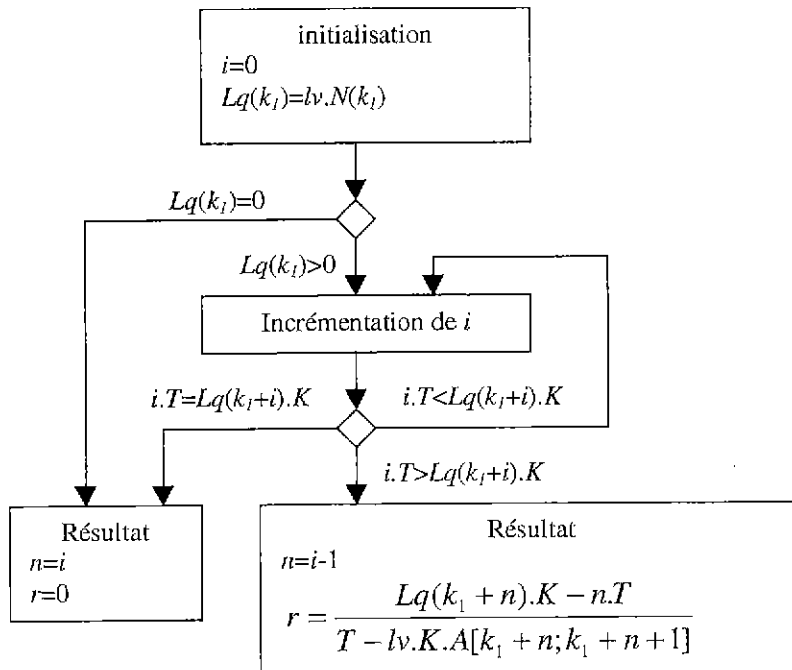


Figure III.20 : Algorithme de calcul de la date de fin de remontée d'onde

La date de fin de remontée de l'onde est alors donnée en combinant les équations (III.39) et (III.42) par :

$$t_2 = t_1 + \frac{(n+r)T}{K.V_{od}} \quad (\text{III.45})$$

Remarques :

-1- En pratique, la longueur de la queue est limitée à la longueur totale  $L$  de la voie :

$$Lq(t_2) \leq L \quad (\text{III.46})$$

-2- Afin de pouvoir effectuer le calcul de la date de fin de remontée de l'onde, il faut connaître les arrivées futures en queue verticale jusqu'à la date  $t = t_1 + Lq(t_2).K$ . Cette date est maximale lorsque la queue est maximale ( $Lq(t_2)=L$ ) et que l'onde démarre en fin d'horizon de calcul ( $t_1=H$ ) soit  $t = H + L.K$ . Les arrivées n'étant effectivement connues que jusqu'à la date  $t' = H + L/V_i$ , et comme  $K > 1/V_i$  on a toujours  $t > t'$ ; le calcul des dates de libération paraît donc impossible sur la totalité de l'horizon. Cependant, en pratique, il n'est pas utile de calculer des

dates de libération de sorties prédites lorsque celles-ci sont postérieures à la fin de l'horizon car elles ne seront pas utilisées par le carrefour en amont. Il suffit donc de pouvoir respecter :

- Pour l'estimation

Lorsque celle-ci est effectuée sans retard :  $L.K < H + L/V_1$  soit  $L/V_{od} < H$

Dans ce cas, si  $V_{od} = 3 \text{ m.s}^{-1}$ , un horizon de 80 secondes permet de traiter des voies jusqu'à une longueur de 160m.

Lorsque celle-ci est effectuée avec un retard de 4 périodes d'échantillonnage de 5 secondes (cf. §4.5.2.3) :  $L/V_{od} < H + 20$

Dans ce cas, si  $V_{od} = 3 \text{ m.s}^{-1}$ , un horizon de 80 secondes permet de traiter des voies jusqu'à une longueur de 300m. Pour traiter des voies plus longues il suffit d'augmenter soit le retard à l'estimation, soit l'horizon d'optimisation. La première solution est sans grandes conséquences sur le temps de calcul alors que la seconde est bien plus coûteuse.

- Pour la prédiction

Les seules dates de libérations  $t_2$  à calculer sont telles que :

$$t_2 \leq H \quad (\text{III.47})$$

Comme on a :

$$t = t_1 + Lq(t_2).K = t_2 + \frac{Lq(t_2)}{V_1} \quad (\text{III.48})$$

D'après l'équation (III.46), on a alors :

$$t \leq H + \frac{Lq(t_2)}{V_1} \leq H + \frac{L}{V_1} \quad (\text{III.49})$$

Dans ce cas les arrivées futures sont donc bien toujours connues et le calcul de la date de fin de remontée de l'onde réalisable.

#### 5.4.3.2.4 *Algorithme de restitution des places*

Cet algorithme est utilisé une fois que la commande est déterminée et que l'évolution de la queue verticale  $N(k)$  et les départs de queue verticale  $D[k, k+1]$  aient été prédits sur tout l'horizon. Afin de gérer la présence possible de plusieurs ondes de démarrage dans la queue, on a recours à l'utilisation d'une liste de dates de fin de remontée d'onde de démarrage. En pratique, une date représente la durée à attendre avant la fin de remontée de l'onde à partir de l'instant courant. On suppose qu'une onde de démarrage se forme uniquement dès que le feu passe du rouge au vert et que le passage au vert s'effectue en début de période d'échantillonnage. A chaque période d'échantillonnage  $k$  de l'horizon, les deux actions suivantes sont réalisées :

- La mise à jour de la liste de dates :

Toutes les durées sont réduites d'une période d'échantillonnage. Si une durée devient négative ou nulle (l'onde correspondante a rejoint la fin de la queue avant le début de la période courante), la date est supprimée de la liste.

Si le feu passe au vert en début de la période courante, la date de fin de remontée de l'onde générée est calculée en utilisant la queue verticale  $N(k)$  (cf. §5.4.3.2.3). Cette date est ensuite ajoutée à la liste.

Remarque : En pratique à partir de l'instant de génération d'une nouvelle onde de démarrage, les anciennes dates n'ont plus d'utilité car les départs futurs seront libérés à la fin de cette nouvelle onde ou d'une onde générée ultérieurement. Lors de la génération d'une nouvelle onde les dates de fin de remontée d'onde précédente peuvent être supprimées. La liste de dates est donc en pratique une liste vide ou à un seul élément.

- L'ajout des départs de la période aux libérations déjà calculées  $Lib'$  (issues de départs antérieurs à la période courante) :

Si la liste de date est vide (aucune onde), les sorties sont transformées en libérations immédiates :

$$Lib[k, k + 1] = Lib'[k, k + 1] + D[k, k + 1] \quad (III.50)$$

Sinon ces sorties sont ajoutées aux libérations prévues à la fin de la dernière onde générée, c'est à dire dans une durée  $t$  donnée par la date correspondante :

$$Lib[k + t, k + t + 1] = Lib'[k + t, k + t + 1] + D[k, k + 1] \quad (III.51)$$

Remarque : Généralement la durée à attendre avant la fin de l'onde de démarrage ne correspond pas à un nombre entier de périodes d'échantillonnage. Les libérations prévues sont alors réparties sur deux périodes d'échantillonnage soit :

$$Lib[k + n, k + n + 1] = Lib'[k + n, k + n + 1] + (1 - r).D[k, k + 1] \quad (III.52)$$

$$Lib[k + n + 1, k + n + 2] = Lib'[k + n + 1, k + n + 2] + r.D[k, k + 1] \quad (III.53)$$

où  $n$  est la partie entière de  $t/T$  et  $r$  la partie décimale.

## 5.5 Conséquences de la saturation des sorties

### 5.5.1 Introduction

Lorsque le débit admissible en entrée d'une voie de sortie devient plus faible que le débit demandé sur cette sortie, des conséquences sur l'écoulement du trafic et donc l'évolution de l'état des voies apparaissent. L'études de ces conséquences, permet de mettre en évidence la nécessité d'introduire de nouvelles variables d'état dans le modèle.



### 5.5.2 Voie unique débitant vers plusieurs sorties



Figure III.21 : Voie unique

La saturation n'a pas d'autre effet que la limitation du nombre de départs. La réduction d'un des débits de sortie entraîne la diminution de tous les autres.

### 5.5.3 Deux voies débitant vers plusieurs sorties

Deux cas peuvent se présenter, soit les différentes sorties sont communes aux deux voies, soit certaines sorties ne sont accessibles qu'à partir d'une seule de ces deux voies.

#### 5.5.3.1 Sorties communes

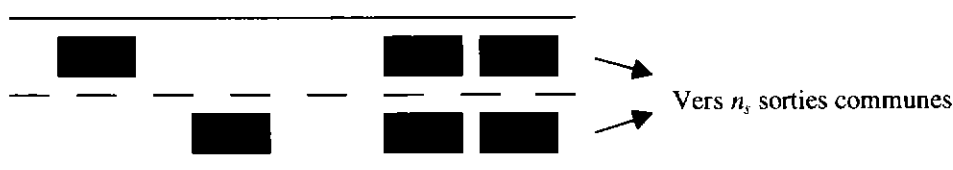


Figure III.22 : Deux voies débitant vers des sorties communes

La saturation totale ou la limitation des débits de sortie a un effet de limitation du nombre de départs identique sur les deux voies de circulation. On peut se ramener au cas d'une voie vers plusieurs sorties.

#### 5.5.3.2 Existence de sorties réservées

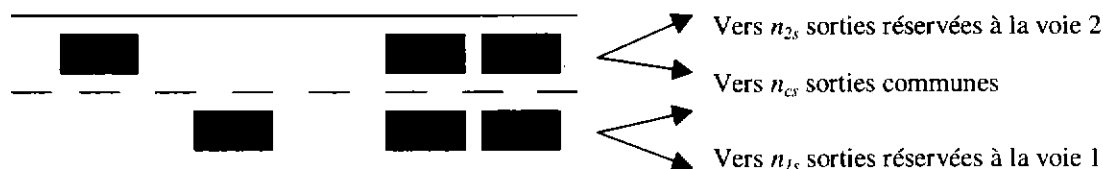


Figure III.23 : Deux voies dans le cas général

##### 5.5.3.2.1 Restriction due à une des sorties communes

La saturation totale ou la limitation des débits de sortie dues à une des sorties communes a un effet de limitation du nombre de départs identique sur les deux voies de circulation. On peut se ramener au cas précédent de une voie vers plusieurs sorties.

##### 5.5.3.2.2 Restriction dues à une des sorties réservée

Lorsque, par exemple, la circulation sur la voie 2 est limitée par une saturation d'une de ses sorties réservées sans que la queue qui en résulte ne soit importante, le débit sur la voie 1 n'est pas réduit. Il en résulte que plus la différence de débit est importante, plus les véhicules présents sur la voie 2 et voulant se diriger vers une des sorties communes vont avoir tendance à changer de file. La queue qui se forme sur la voie 2 est

composée essentiellement de véhicules à destination des sorties réservées à cette voie. Ce phénomène est illustré par la figure III.24.

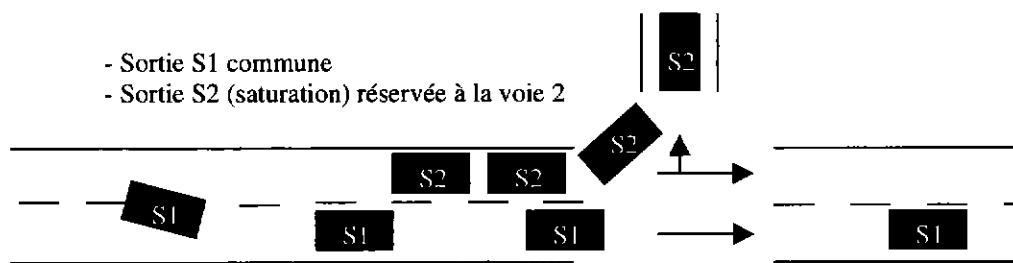


Figure III.24 : Saturation d'une sortie réservée

Lorsque la circulation sur la voie 2 est limitée par une saturation d'une de ses sorties réservées et que la queue qui en résulte est importante, des véhicules à destination d'une sortie réservée à la voie 2 et qui sont encore sur la voie 1 auront du mal à rejoindre la voie 2 s'il ont dépassé l'arrière de la queue. Il devront ralentir et même parfois s'arrêter. Le débit sur la voie 1 sera alors réduit. De même que précédemment la queue qui se forme sur la voie 2 est composée essentiellement de véhicules à destination des sorties réservées à cette voie. Ce phénomène est illustré par la figure III.25.

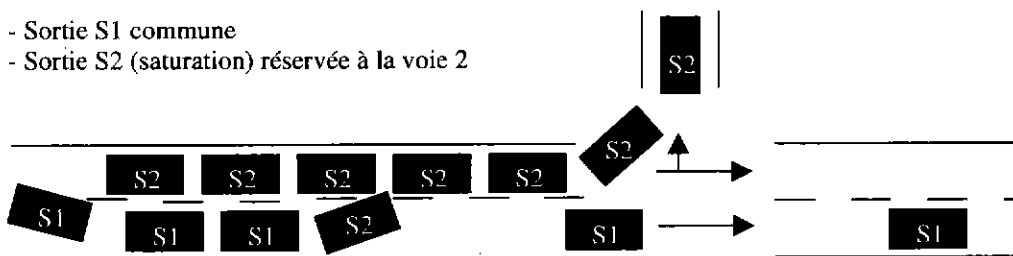


Figure III.25 : Propagation de la saturation sur la voie adjacente

#### 5.5.4 Généralisation

La réduction de débit sur la sortie  $j$  entraîne la réduction de tous les débits de sortie des voies  $i$  appartenant à l'ensemble des voies commandées débitant vers la sortie  $j$ . Si des queues se forment sur ces voies elles sont essentiellement constituées de véhicules à destination de la sortie  $j$  et de toutes les sorties  $j'$  alimentées uniquement par ces voies  $i$ . Les véhicules ne se dirigeant pas vers cet ensemble de sorties peuvent changer de voie.

Lorsque ces queues deviennent importantes elles peuvent entraîner, comme dans le paragraphe précédent, des blocages sur les voies adjacentes. S'il existe une voie non bloquée adjacente à une voie adjacente bloquée, la voie adjacente bloquée pourra être alors considérée comme un élargissement de la voie non bloquée.

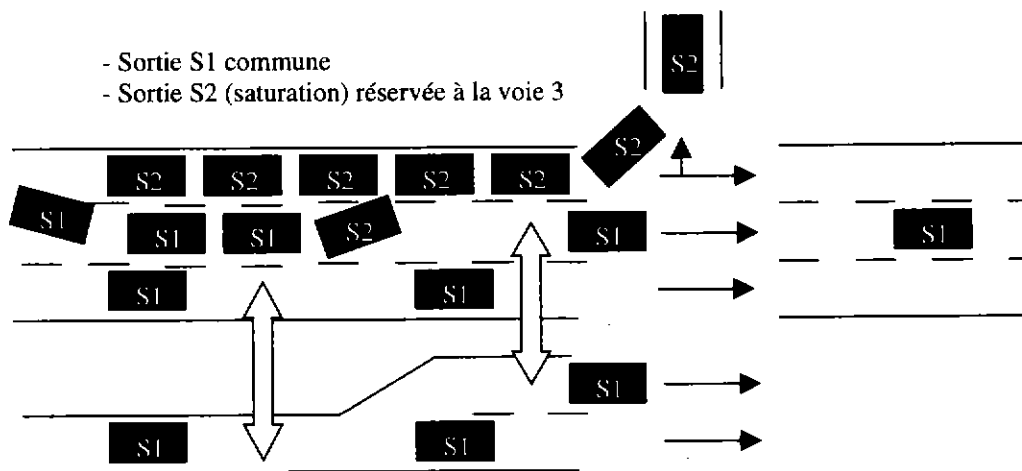


Figure III.26 : Équivalence avec un élargissement

**Remarque :** Dans le cas particulier de  $n_c$  voies de circulation avec élargissement débitant vers  $n_s$  sorties :

- Si une des queues se formant sur une des voies de l'élargissement dépasse la longueur de l'élargissement, alors elle entraîne le blocage de la voie adjacente à l'élargissement. Cette voie adjacente peut alors être considérée comme un élargissement des voies non bloquées.

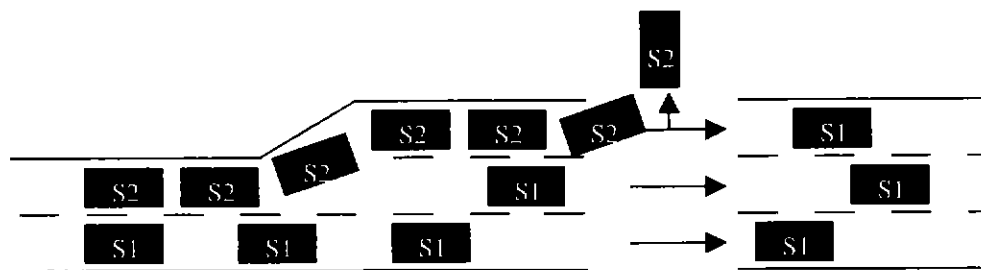


Figure III.27 : Conséquences du blocage de l'élargissement

- Si une queue se formant sur la voie adjacente à l'élargissement dépasse la longueur de l'élargissement, alors elle entraîne le blocage de toutes les voies de l'élargissement.

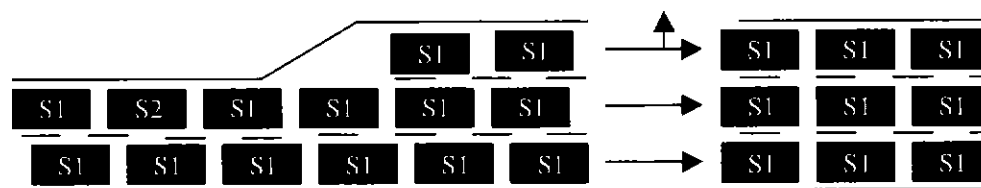


Figure III.28 : Conséquences du blocage de la voie adjacente à l'élargissement

## 5.5.5 Conséquences sur le modèle

### 5.5.5.1 Introduction de nouvelles variables d'état

Cette étude montre non seulement la nécessité de modéliser séparément les différentes voies d'une même ligne de feu, mais aussi celle de prendre en compte la

composition des files d'attente en fonction de la destination des véhicules. Les variables d'état  $N_{i,j,k}$  correspondant au nombre de véhicules en queue verticale de la voie  $j$  d'une ligne de feu  $i$  et à destination de la sortie  $k$  sont donc introduites.

### 5.5.5.2 Affectation des arrivées aux sorties

Afin d'affecter les arrivées en queue verticale d'une ligne de feu sur les différentes sorties possibles de cette ligne de feu, on utilise les pourcentages directionnels  $p_{i \rightarrow k}$  de la ligne de feu  $i$  vers chaque sortie  $k$ . La somme  $Sa_{i,k}$  sur toutes les voies de la ligne de feu  $i$  des arrivées en queue verticale destinés à la sortie  $k$  s'exprime en fonction des arrivées en queue verticale  $A_i$  de la ligne de feu  $i$  par :

$$Sa_{i,k} = p_{i \rightarrow k} \cdot A_i \quad (\text{III.54})$$

remarque :

Cette affectation a des conséquences sur le calcul des entrées des voies de sortie. En effet, l'affectation aux sorties étant réalisée à ce niveau, les entrées sur les sorties ne sont pas calculées en utilisant, dans l'équation (III.22), ces pourcentages directionnels moyens  $p_{i \rightarrow k}$  mais des pourcentages directionnels instantanés  $p'_{i \rightarrow k}$  fonctions du nombre de véhicules en attente vers chaque sortie  $k$  de la ligne de feu  $i$  :

$$p'_{i \rightarrow k} = \frac{\sum_j N_{i,j,k}}{\sum_{j,k} N_{i,j,k}} \quad (\text{III.55})$$

On peut aussi remarquer que le pourcentage directionnel instantané est le même que le pourcentage directionnel moyen lorsqu'aucune gêne n'est apportée par la saturation des sorties.

### 5.5.5.3 Affectation des arrivées aux voies

Les arrivées en queue verticale  $Sa_{i,k}$  destinées à la sortie  $k$  doivent ensuite être réparties sur les différentes voies de la ligne de feu  $i$  qui autorisent le mouvement vers la sortie  $k$ . On trouvera dans [BIE 98] une étude bibliographique passant en revue différentes solutions envisagées pour résoudre cette catégorie de problèmes d'affectation. Un modèle LOGIT comme celui décrit par Hai Yang [HAI 98] a été retenu. Ce modèle calcule la probabilité pour un conducteur de choisir une route en fonction de l'utilité de celle-ci. Ici, cette étude est adaptée au choix d'une voie.

Étant donné l'utilité  $U_{i,j}$  d'une voie  $j$  de la ligne de feu  $i$ , la probabilité de direction vers cette voie est donnée par le modèle LOGIT par :

$$p(\text{voie} = j) = \frac{e^{-\alpha U_{i,j}}}{\sum_j e^{-\alpha U_{i,j}}} \quad (\text{III.56})$$

Où  $\alpha$  est une constante permettant de régler la sensibilité du choix de la voie à l'utilité de celle-ci.

Dans les problèmes d'affectation sur des itinéraires, l'utilité d'une route est définie comme le temps de parcours moyen de cette route. Ici, l'utilisation d'un temps de parcours moyen ne semble pas approprié, en effet le choix d'une voie s'effectue en fonction des conditions de trafic au moment où ce choix a lieu plutôt que des conditions moyennes. Ce choix semble s'effectuer principalement en fonction du nombre de véhicules déjà présents sur les différentes voies. En conséquence l'utilité  $U_{i,j}$  d'une voie  $j$  est définie en fonction du nombre de véhicules en attente sur cette voie par :

$$U_{i,j} = \sum_k N_{i,j,k} \quad (\text{III.57})$$

En utilisant les équations (III.54), (III.56) et (III.57), les arrivées en queue verticale  $N_{i,j,k}^+$  de véhicules sur la voie  $j$  d'une ligne de feu  $i$  et à destination de la sortie  $k$  s'expriment alors en fonction des arrivées en queue verticale  $A_i$  de la ligne de feu  $i$  par :

$$N_{i,j,k}^+ = \frac{e^{-\alpha \sum_k N_{i,j,k}}}{\sum_{\substack{\text{voies } j \text{ autorisées} \\ \text{pour la sortie } k}} e^{-\alpha \sum_k N_{i,j,k}}} \cdot p_{i \rightarrow k} \cdot A_i \quad (\text{III.58})$$

Remarque 1 : L'utilité définie ci-dessus fait abstraction de la capacité qu'à un conducteur d'évaluer son temps d'attente en fonction de sa perception des possibilités d'écoulement des voies. En effet, celui-ci peut préférer une file avec plus de véhicules mais avançant plus vite. Il est possible de prendre en compte cet aspect en utilisant le débit moyen des voies  $j$  lorsque le feu est vert  $\bar{S}_{i,j}$ . L'utilité ainsi définie se rapprocherait donc du temps d'attente après la mise au vert estimé à la date d'arrivée du véhicule soit :

$$U_{i,j} = \frac{\sum_k N_{i,j,k}}{\bar{S}_{i,j}} \quad (\text{III.59})$$

Cette possibilité n'a pas été exploitée car sa validation en simulation n'est pour l'instant pas possible. En effet, les modèles d'affectation des simulateurs microscopiques ne tiennent pas compte de ces paramètres. Une telle validation devra donc se faire en condition réelle, ce qui permettra aussi d'améliorer les modèles de simulateurs microscopiques.

Remarque 2 : L'utilité d'une voie a été définie indépendamment de la sortie envisagée et sans tenir compte de la possibilité d'une préférence d'utilisation pour certaines voies. Il peut donc être intéressant de définir une utilité en fonction de la sortie soit :

$$U_{i,j,k} = \gamma_{i,j,k} \cdot \frac{\sum_k N_{i,j,k}}{\bar{S}_{i,j}} \quad (\text{III.60})$$

Les coefficients  $\gamma_{i,j,k}$  devraient être calibrés pour refléter la préférence des usagers. Pour les mêmes raisons que précédemment cette solution reste une hypothèse qui n'a pu être validée en simulation.

### 5.5.6 Modélisation des blocages entre voies adjacentes

Le débit d'une voie peut être réduit par la présence d'une queue sur une voie latérale (Cf. §5.5.4). Seuls les blocages entre deux voies commandées par des feux séparés ont été modélisés. Pour cela on définit les paramètres suivant :

- $dv_{i,j/i',j'}$  le temps de vidage d'une voie  $j$  d'une ligne de feu  $i$  avant blocage par une voie  $j'$  d'une ligne de feu  $i'$ . Ce temps correspond au temps mis pour écouler la totalité des véhicules de la voie  $j$  pouvant être situés entre la ligne de feu et le point de blocage.
- $dd_{i,j/i',j'}$  le temps d'attente avant déblocage de la voie  $j$  après la mise au vert du feu contrôlant la voie  $j'$  adjacente. Ce temps correspond à la durée de la remontée, jusqu'au point de blocage, de l'onde de démarrage sur la voie  $j'$  additionné du temps de parcours du point de blocage jusqu'à la ligne de feu sur la voie  $j$ .
- $nmax_{i,j/i',j'}$  le nombre maximum de véhicules pouvant être en queue verticale sur la voie adjacente  $j'$  sans qu'il y ait de blocage de la voie  $j$ .

Le débit  $D_{feu i,j}$  autorisé par le feu  $i$  sur la voie  $j$  sera annulé si la durée de vert est supérieure à  $dv_{i,j/i',j'}$ , si le nombre total de véhicules sur la voie  $j'$  est supérieur à  $nmax_{i,j/i',j'}$  et si la durée de vert écoulée sur la voie adjacente est inférieure à  $dd_{i,j/i',j'}$ .

Ce modèle simplifié ne tient pas compte du fait que le temps de vidage d'une voie peut être variable en fonction de conditions de sorties, mais associé à la réduction du débit de sortie décrite en 5.2 (dans ce cas  $d_{red i,j} = dv_{i,j/i',j'}$ ), il permet cependant d'obtenir la commande séparée d'un tourne à gauche protégé.

#### Exemple d'application :

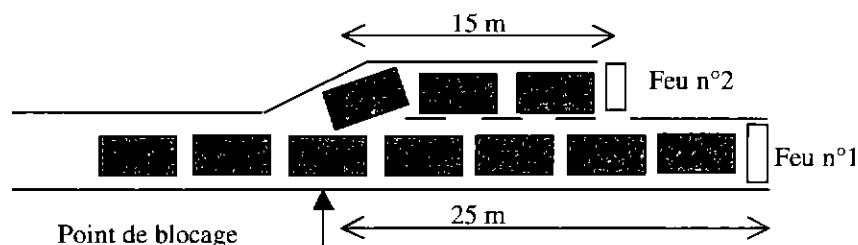


Figure III.29 : Exemple d'application

Pour les deux voies de la figure ci-dessus, si les débits de saturation des deux voies sont de 0.4 véhicules par seconde (1440 véh./heure), les vitesses libres de 13.6 mètres par seconde et la vitesse de remontée d'onde de 3 mètres par seconde alors :

$$d_{red1,0} = dv_{1,0/2,0} = 4\text{véh.} / 0.4 = 10 \text{ secondes (en négligeant le temps perdu au démarrage)}$$

$$dd_{1,0/2,0} = 15/3 + 25/13.6 = 7 \text{ secondes}$$

$$nmax_{1,0/2,0} = 3 \text{ véh.}$$

$$d_{red2,0} = dv_{2,0/1,0} = 3\text{véh.} / 0.4 = 7.5 \text{ secondes (en négligeant le temps perdu au démarrage)}$$

$$dd_{2,0/1,0} = 25/3 + 15/13.6 = 9.4 \text{ secondes}$$

$$nmax_{2,0/1,0} = 4 \text{ véh.}$$

Si les pourcentages directionnels entre les deux voies sont tels que 40% des véhicules se dirigent vers le feu n°2, on a alors  $\eta_{red1,0} = 0.6$  et  $\eta_{red2,0} = 0.4$ .

Afin de compléter ce modèle et modéliser les frictions entre voies commandées par un même feu une perspective intéressante est l'utilisation d'un coefficient de réduction du débit de sortie fonction de l'écart entre les queues sur les voies. Cette solution ne peut pour l'instant pas être validée en simulation.

## 5.6 Algorithme de calcul des départs de voie

Pour chaque voie  $j$  de chaque ligne de feu  $i$  on réalise les 5 opérations suivantes :

1. Ajout des dernières arrivées en queue verticale  $N_{i,j,k}^+$  :

$$N_{i,j,k}' = N_{i,j,k} + N_{i,j,k}^+ \quad (\text{III.61})$$

2. Calcul du nombre total  $N_{i,j}'$  de véhicules en queue verticale sur la voie après les arrivées :

$$N_{i,j}' = \sum_{\text{sortie } k} N_{i,j,k}' \quad (\text{III.62})$$

3. Calcul des débits  $D_{feu_{i,j}}$  autorisés par le feu (cf. §5.2).
4. Calcul des débits  $D'_{feu_{i,j}}$  après prise en compte des blocages entre voies adjacentes (cf. §5.5.6).
5. Calcul des départs possibles  $N_{poss_{i,j,k}}^-$  de chaque queue :

- Si  $D'_{feu_{i,j}} \cdot T > N_{i,j}'$  tous les véhicules peuvent quitter la voie on a alors :

$$N_{poss_{i,j,k}}^- = N_{i,j,k}' \quad (\text{III.63})$$

- Sinon seule une partie des véhicules peuvent sortir. En supposant que les véhicules sont uniformément répartis dans la queue selon leur destination, on a alors :

$$N_{poss_{i,j,k}}^- = D'_{feu_{i,j}} \cdot T \cdot \frac{N_{i,j,k}'}{N_{i,j}'} \quad (\text{III.64})$$

Pour chaque sortie  $k$  on réalise alors les 3 opérations suivantes :

1. Calcul des débits maximaux admissibles en entrée  $S_{aut\_s_k}$  (cf. §5.4).
2. Calcul de la demande totale  $N_{dem_k}$  :

$$N_{dem_k} = \sum_{\text{feux } i} \sum_{\text{voies } j} N_{poss_{i,j,k}}^- \quad (\text{III.65})$$

3. Prise en compte des restrictions imposées par les sorties : On introduit pour chaque départ possible  $N_{poss_{i,j,k}}^-$  le coefficient réducteur  $\alpha_{red_{i,j,k}}$  initialisé à 1. Si  $N_{dem_k} > S_{aut\_s_k} \cdot T$  la sortie ne peut admettre qu'une partie des véhicules. On considère le cas le plus contraignant où les véhicules se dirigeant vers la sortie sont en première position des queues (cela afin d'éviter toute surestimation de débit). Tous les débits des voies débitant vers la sortie et à destination des autres sorties sont annulés et les débits vers cette sortie sont réduits :

$\forall (i, j) / N_{poss_{i,j,k}}^- > 0$  on met à jour les coefficients réducteurs :

$$\alpha_{red_{i,j,k'}} = 0 \text{ pour tout } k' \neq k \quad (\text{III.66})$$

$$\alpha_{red_{i,j,k}} = \alpha_{red_{i,j,k}} \cdot \frac{S_{aut\_s_k} \cdot T}{N_{dem_k}} \quad (\text{III.67})$$

Pour chaque voie  $j$  de chaque ligne de feu  $i$  les départs de queue verticale sont alors donnés par :

$$D_{i,j,k} = \alpha_{red_{i,j,k}} \cdot N_{poss_{i,j,k}}^- \quad (\text{III.68})$$

Remarques : les arrivées en queue de la période sont ajoutées avant le calcul des départs car des véhicules peuvent entrer et sortir de queue verticale sur une même période.

## 6 CONCLUSION

Dans ce chapitre un modèle permettant de traiter les principales incertitudes tout en évitant l'énumération complète des différentes évolutions possibles a été présenté. La mise en place de la procédure de filtrage permet la réduction des incertitudes et doit apporter une robustesse vis à vis des erreurs d'identifications des paramètres pourcentages directionnels et vitesse libre du modèle. Le modèle permet la gestion des phénomènes pouvant apparaître au niveau des élargissements. Enfin, la gestion des conditions de saturation des sorties assure la stabilité de l'erreur d'estimation en cas de circulation dense. Ce modèle est utilisé non seulement pour la prédiction mais aussi pour l'estimation, la stabilité de l'estimation étant alors assurée par la commande.



# Chapitre IV      OPTIMISATION DE LA COMMANDE

## 1    INTRODUCTION

La première partie de ce chapitre présente et valide une méthode de réduction de l'espace de recherche basée sur l'utilisation d'un phasage n'entraînant pas de perte d'optimalité. La seconde partie est consacrée au critère choisi pour l'optimisation ainsi qu'aux modifications qui lui ont été apportées pour prendre en compte les véhicules prioritaires, pouvoir privilégier certains axes de circulation et renforcer la coordination en régime saturé. La dernière partie est relative à la procédure d'optimisation retenue et à ses performances en termes de temps de calcul.

## 2    REDUCTION DE L'ESPACE DE RECHERCHE

### 2.1    introduction

Il existe deux approches différentes pour la commande des feux. La première, dite commande par ligne de feu [IMP 91], consiste à assigner à chaque feu une durée de vert, d'orange et de rouge en tenant compte des antagonismes et des temps de dégagement entre feux. La seconde, dite commande par phase [ALL 91], procède en trois étapes : Les feux pouvant être commandés au vert simultanément sont regroupés dans des ensembles appelés phases, les transitions autorisées entre ces phases sont ensuite déterminées et la commande de l'intersection est alors obtenue en choisissant, à chaque instant, la phase active de l'intersection.

On appelle état stable un état où les rouges et les verts sont établis. Pour une commande par ligne de feu, il existe autant d'états stables possibles pour la commande du carrefour qu'il existe de phases différentes possibles. Pour une commande par phase, ce nombre d'états est réduit au nombre de phases choisies. Les résultats obtenus par l'utilisation d'une commande par phase peuvent donc toujours être obtenus par une commande par ligne de feu ; la commande par ligne de feu est donc théoriquement meilleure que la commande par phase. Cependant lorsqu'une optimisation est réalisée en vue de la commande d'une intersection, l'utilisation d'une commande par ligne de feu peut conduire à des temps de calcul importants. Les principaux intérêts d'une commande par phase et non par ligne de feu sont donc la maîtrise et la réduction du

nombre de variables d'état et de commande. En effet, en regroupant des feux dans une phase, on choisit de les commander simultanément. Cette réduction de l'espace de recherche peut alors permettre l'utilisation en temps réel de méthodes d'optimisation qui s'avèreraient inapplicables sinon. En pratique, la plupart des méthodes d'optimisation ont recours à l'utilisation de phases (TRANSYT, SCOOT, UTOPIA, PROLYN...).

Cette partie est consacrée au choix du phasage d'une intersection. Ce problème, consistant à déterminer quelles sont les phases de l'ensemble des phases possibles qui doivent être choisies (et donc quel est le nombre de phases qui doivent être conservées), est décomposé en deux sous-problèmes : tout d'abord le recensement de toutes les phases utiles et ensuite le choix parmi ces phases de celles qui seront appliquées. Finalement nous présentons les résultats expérimentaux qui ont permis de valider notre approche.

## 2.2 Recensement des phases utiles

### 2.2.1 Introduction

Pour rechercher l'ensemble de toutes les phases, c'est à dire l'ensemble des états stables possibles d'un carrefour, il faut rechercher tous les groupes de feux qui peuvent être au vert simultanément. Ces groupes sont appelés groupes de feux compatibles.

Recenser tous les groupes de feux possibles et définir si ces groupes sont compatibles ou non, est long et fastidieux. En effet, sur un carrefour à  $n$  feux il existe  $2^n - 1$  groupes de feux différents possibles. D'autre part, si tous les feux d'une phase  $i$  sont inclus dans une autre phase  $j$  il est inutile de conserver la phase  $i$ . Par définition, on appelle phase utile une phase ne pouvant être incluse dans une autre phase. Un groupe de feux compatibles maximal est défini comme un groupe de feux pour lequel l'ajout de  $n$  importe quel feu rend le groupe non compatible. Le recensement des phases utiles est équivalent à la détermination des groupes de feux compatibles maximaux. La recherche des ensembles de compatibles maximaux peut se faire de manière systématique à partir de la définition des compatibilités entre paires de feu. Cette solution est d'autant plus intéressante que le nombre de paires à considérer est bien plus réduit que le nombre de groupes de feux possibles. Il y a  $\sum_{i=1}^{n-1} i = \frac{(n-1) \cdot n}{2}$  paires contre  $2^n - 1$  groupes.

Pour rechercher l'ensemble de toutes les phases utiles il faut donc définir les relations de compatibilité entre paires de feux et ensuite appliquer une méthode générique de recherche des ensembles de compatibles maximaux. L'algorithme de recherche utilisé est dérivé d'un algorithme utilisé pour la réduction du nombre d'états d'une machine à états finis [MUR 79].

## 2.2.2 Définition des paires de feux compatibles

Deux feux sont compatibles s'il peuvent être mis au vert ensemble, c'est à dire si les flux dont ils assurent la commande ne sont pas conflictuels. Dire que deux feux sont compatibles revient à dire qu'il n'existe pas de conflit entre les flux commandés par ces feux, ou qu'il existe un conflit qui par choix ne sera pas résolu par les feux. Cette définition laisse donc une liberté de décision sur la gestion des conflits soumise au jugement de l'ingénieur trafic.

Pendant le choix de résoudre ou non un conflit par les feux doit, notamment pour des raisons de sécurité, suivre certaines règles. En considérant une paire de feux, deux cas peuvent se présenter ; soit les flux contrôlés par ces feux n'empruntent pas la même partie de l'intersection, soit il existe une partie commune où ces deux flux peuvent entrer en conflit. Dans le premier cas il n'existe pas de possibilité physique de conflit et les feux sont compatibles. Dans le second cas il existe une possibilité physique de conflit et il faut alors considérer la gravité de ce conflit pour décider de la compatibilité des feux. On peut séparer les conflits physiques possibles en trois catégories.

### 2.2.2.1 Les conflits fréquents ou dangereux

Ces conflits sont souvent la raison de l'installation des feux et il faut toujours les éviter. Dans ce cas le conflit est toujours résolu par les feux qui sont non compatibles.

### 2.2.2.2 Les conflits peu fréquents et peu dangereux

Le choix de la résolution de ces conflits est laissé à l'appréciation de l'ingénieur trafic qui peut décider :

- De toujours les éviter. On se ramène alors à la catégorie précédente.
- De ne jamais les résoudre par les feux. Les feux sont alors compatibles.

### 2.2.2.3 Les conflits dont la gravité ou les conséquences varient

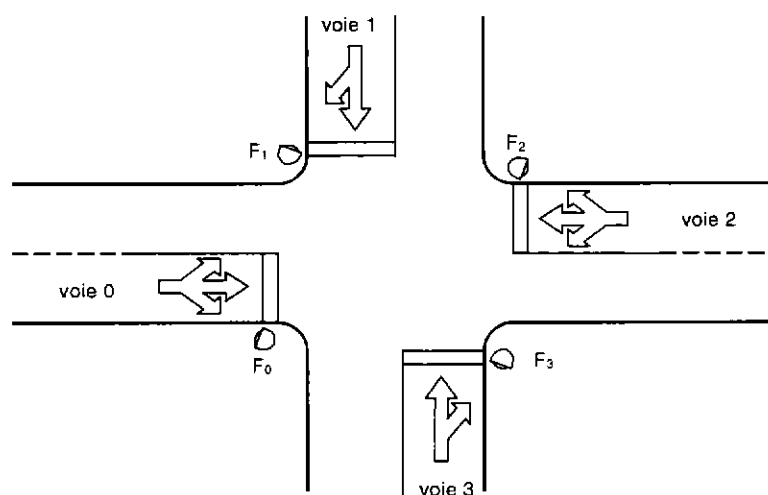


Figure IV.1 : Carrefour sans poche tourne à gauche

En fonction de l'état du trafic, des feux peuvent être considérés compatibles à certaines périodes de la journée mais pas à d'autres. A titre d'exemple, ce problème peut se poser dans le cas des intersections où les mouvements de tourne à gauche n'ont pas de voies réservées.

Sur le carrefour de la figure IV.1, les mouvements de tourne à gauche de la voie 0 (respectivement de la voie 2) entrent en conflit physique avec les flux issus de la voie 2 (respectivement de la voie 0). La présence de ces conflits a des conséquences sur la sécurité et l'écoulement de trafic.

Conséquences sur la sécurité : En régime fluide les conditions de sécurité peuvent permettre de ne pas résoudre le conflit par les feux tandis que quand la densité du trafic augmente les conditions de sécurité se dégradent et il peut même devenir dangereux de ne pas résoudre ce conflit.

Conséquences sur l'écoulement du trafic : La présence de ces conflits entraîne une gêne pour les mouvements de tourne à gauche. S'il y a peu de véhicules gênés ou si la gêne n'est pas importante, à cause de faibles débits sur les flux prioritaires, les conséquences sur l'écoulement du trafic sont négligeables. Tandis que si le nombre de véhicules gênés est important ou si cette gêne est importante, la présence de véhicules gênés dans le carrefour peut aller jusqu'à entraîner le blocage de la voie dont il sont issus.

A la vue des conséquences de ces conflits, on peut alors se poser la question de l'intérêt de ne pas toujours les résoudre par les feux. Cet intérêt vient du fait qu'introduire une compatibilité entre feux permet de diminuer le nombre minimal de phases nécessaires à la commande. Par exemple, sur le carrefour de la figure IV.1, on passe de 3 à 2 phases. La diminution du nombre de phase a pour conséquences de diminuer sur un cycle les temps perdus lors des transitions de phase et donc la durée de ce cycle.

En effet, pour le carrefour de la figure IV.1, en fixant la durée du rouge barrage à 2 secondes et en utilisant les durées de l'orange et du vert minimum réglementaires (respectivement 3 et 6 secondes), on obtient :

- En fonctionnement deux phases, conflits non résolus :

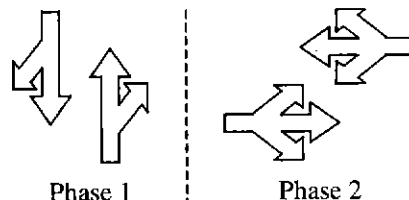


Figure IV.2 : fonctionnement deux phases

Somme des temps perdus par cycle : 10 secondes  
 Temps de cycle minimum :  $10 + 2 \cdot 6 = 22$  secondes

- En fonctionnement trois phases, conflits résolus :

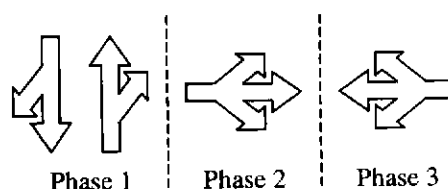


Figure IV.3 : fonctionnement trois phases

Somme des temps perdus par cycle : 15 secondes

Temps de cycle minimum :  $15 + 3 \cdot 6 = 33$  secondes

Ainsi, dans des conditions parfaitement fluides, où les feux peuvent fonctionner à durée de cycle minimale, et pour un fonctionnement sur trois phases, un véhicule arrivant en ligne de feu à la première seconde du rouge verra son temps d'attente augmenter de 69 % par rapport à un fonctionnement sur 2 phases.

Cet exemple illustre bien l'intérêt de pouvoir considérer deux feux compatibles quand les conditions de trafic le permettent vis à vis de la sécurité et des risques de gêne pour l'écoulement du trafic. L'instanciation, en un conflit devant être géré ou non par les feux, d'un conflit dont la gravité et les conséquences varient, pourrait se faire par exemple en fonction de la somme des demandes mesurées sur les flux en conflit. Cette problématique n'est pas abordée dans cette thèse.

#### 2.2.2.4 Bilan

Le tableau ci-dessous résume les différents choix possibles pour la définition de compatibilité de deux feux en fonction de la nature des conflits rencontrés.

Possibilité physique de conflit	Type de conflit	Conflit géré par les feux	Feux compatibles
NON	Aucun	-	OUI
OUI	Conflits fréquents ou dangereux	OUI	NON
	Conflits peu fréquents et très peu dangereux	OUI	NON
		NON	OUI
	Conflits dont la gravité et les conséquences varient	Parfois	Parfois

Tableau IV.1 : Compatibilités en fonction de la nature des conflits

De plus, il faut noter que la compatibilité est parfois considérée par l'ingénieur de trafic comme dépendante de l'instant dans le cycle. Par exemple, lorsqu'il décide d'une extension de vert pour écouler un tourne à gauche.

#### 2.2.3 Recherche des ensembles de compatibles maximaux

On se place ici dans le cas où les relations de compatibilité entre chaque paire de feux sont clairement fixées et on recherche les ensemble de compatibles maximaux.

**Remarque :** *La relation de compatibilité est réflexive mais n'est pas transitive* : si un feu  $F_i$  est compatible avec  $F_j$  et que  $F_j$  compatible avec  $F_k$ ,  $F_i$  n'est pas nécessairement compatible avec  $F_k$ . On pourra par contre dire que  $\{F_i F_j F_k\}$  est un groupe de compatibles si  $F_i$  est compatible à la fois avec  $F_j$  et  $F_k$  et si  $F_j$  et  $F_k$  sont compatibles entre eux ( $\{F_j F_k\}$  est un groupe de compatibles).

Cette remarque étant faite, on constate que la recherche des ensembles de compatibles maximaux peut se faire de manière itérative, en autant d'itérations qu'il existe de feux, à partir des paires de compatibilité. Les ensembles de compatibles sont construits en considérant successivement chaque feu  $F_i$ , l'ensemble  $E_i$  des feux déjà traités compatibles avec  $F_i$  ainsi que l'ensemble des ensembles de compatibles trouvés à l'itération précédente selon l'algorithme suivant :

- Algorithme de recherche des ensembles de compatibles maximaux :

Notons  $C_{i-1}$  l'ensemble des ensembles de compatibles maximaux trouvés à l'itération  $i-1$ . Initialement cet ensemble est vide. A l'itération  $i$  : On recense dans l'ensemble  $E_i$  tous les feux compatibles avec le  $i^{\text{ème}}$  feu et dont le numéro est inférieur à  $i$ . Si  $E_i$  est l'ensemble vide,  $C_i$  est obtenu directement par ajout à  $C_{i-1}$  de l'ensemble contenant uniquement le feu  $F_i$  sinon  $C_i$  est construit en trois étapes :

- $C_i$  est initialisé par  $C_{i-1}$  ( $C_i = C_{i-1}$ ).
- Pour chaque ensemble de compatibles  $c$  de  $C_{i-1}$  qui contient au moins un feu de  $E_i$ , l'intersection  $\{E_i \cap c\}$  est complétée par le feu  $F_i$  et ajoutée à  $C_i$ . Les ensembles ajoutés sont  $\{E_i \cap c\} \cup F_i$  pour  $c \in C_{i-1}$  et si  $\{E_i \cap c\} \neq \emptyset$ .
- Chaque ensemble  $c$  de  $C_i$  pouvant être inclus dans un autre ensemble  $c'$  de  $C_i$  est éliminé (il n'est pas maximal).

A la dernière itération  $C_i$  contient tous les ensembles de feux compatibles maximaux, c'est à dire toutes les phases utiles.

Cet algorithme a été implémenté en C++. Avant de passer au problème du choix des phases à utiliser, la recherche de l'ensemble de toutes les phases est illustrée par un exemple.

## 2.2.4 Exemple de recherche de l'ensemble des phases

### 2.2.4.1 Présentation de l'exemple et définition des paires de feux compatibles

Cet exemple a été choisi pour illustrer le fonctionnement de l'algorithme de recherche des ensembles de compatibles maximaux; On suppose qu'il résulte d'un carrefour où toutes les relations de compatibilité entre feux ont pu, soit être définies indépendamment du trafic, soit être instanciés par la connaissance de celui-ci. Soit donc

un carrefour, comportant 6 feux notés  $F_0$  à  $F_5$ , où l'étude des conflits a amené l'ingénieur trafic à définir les relations de compatibilité entre feux du tableau IV.2.

$F_0$	1	1	1	0	0
$F_1$	1	1	0	0	
	$F_2$	0	0	1	
		$F_3$	1	0	
			$F_4$	0	
				$F_5$	

Tableau IV.2 : Paires de compatibles ; un 1 indique que deux feux sont toujours compatibles, un 0 qu'ils ne sont jamais compatibles.

### 2.2.4.2 Recherche des ensembles de compatibles maximaux

Recherchons maintenant à l'aide de l'algorithme défini précédemment, l'ensemble des groupes maximaux de feux compatibles :

Itération	Feux $F_i$	Ensemble $E_i$ des feux $F_j$ ( $j < i$ ) compatibles avec $F_i$	Groupes de feux compatibles $C_i$
1	$F_0$		$\{F_0\}$
2	$F_1$	$F_0$	$\{F_0; F_0F_1\}$
3	$F_2$	$F_0; F_1$	$\{F_0F_1; F_0F_1F_2\}$
4	$F_3$	$F_0; F_1$	$\{F_0F_1F_2; F_0F_1F_3\}$
5	$F_4$	$F_3$	$\{F_0F_1F_2; F_0F_1F_3; F_3F_4\}$
6	$F_5$	$F_2$	$\{F_0F_1F_2; F_0F_1F_3; F_3F_4; F_2F_5\}$

Tableau IV.3 : Recherche des compatibles maximaux

On obtient les 4 groupes de feux compatibles maximaux suivants  $\{F_0F_1F_2; F_0F_1F_3; F_3F_4; F_2F_5\}$ . Ce sont les 4 phases (notées  $\varphi_0$  à  $\varphi_3$ ) qu'il est possible de mettre en œuvre sur ce carrefour. Se pose alors le problème du choix des phases. Les phases  $\varphi_2$  et  $\varphi_3$  qui sont les seules à pouvoir commander respectivement les feux  $F_4$  et  $F_5$ , doivent obligatoirement être choisies. Ce choix permettant de commander par la même occasion les feux  $F_2$  et  $F_3$ , il ne reste plus qu'à commander  $F_0$  et  $F_1$  ; ce qui peut se faire à l'aide de  $\varphi_0$  ou de  $\varphi_1$ . La question qui se pose est de savoir s'il faut choisir uniquement une de ces deux phases et selon quels critères, ou s'il faut conserver les deux phases. Cette problématique est traitée dans le paragraphe suivant.

## 2.3 Le choix des phases à utiliser pour la commande

### 2.3.1 Introduction

Une condition nécessaire pour pouvoir assurer la commande de l'ensemble des feux d'une intersection est qu'ils soient tous au moins commandés par une phase. Comme certains feux peuvent être présents dans plus d'une phase, l'ensemble de toutes les phases possibles peut comporter des phases qu'il n'est pas nécessaire de conserver pour pouvoir assurer la commande de tous les feux.

Cependant, si cette réduction du nombre de phase est possible, elle n'est pas toujours intéressante et le phasage permettant d'obtenir la meilleure commande n'est pas

toujours obtenu pour un nombre minimum de phases [LEA 99]. En effet, l'ensemble de toutes les phases représentant tous les états stables possibles de la commande du carrefour, éliminer une phase revient à rendre un de ces états non atteignable. La suppression d'une phase peut ainsi être vue comme la réduction de l'espace de recherche de la commande à appliquer sur un horizon cyclique ou non. On constate alors qu'en supprimant une phase, on risque alors de supprimer la partie de l'espace de recherche où se situe la commande optimale.

Par ailleurs, la majorité des solutions de commande existantes, qu'elles soit appliquées en temps réel (algorithme de Miller, SCOOT, PRODYN ...) ou non (Wardrop, Webster, Greenshields, TRANSYT, THÈBES ...), sont incapables de fonctionner correctement en utilisant toutes les phases. Que ce soit parce que leur principe ne permet pas un tel fonctionnement ou que les méthodes d'optimisation utilisées ne permettent pas d'obtenir en temps réel une solution satisfaisante, l'utilisation de telles méthodes impose une réduction du nombre de phases et donc une sélection préalable des phases à appliquer.

Il est donc nécessaire de ne choisir qu'un nombre limité de phases, en éliminant celles dont la suppression nuira peu aux performances de la commande. En pratique, les solutions à ce problème font plus appel à l'expérience des ingénieurs trafic qu'à des règles établies. Dans cette section, une méthode générique permettant d'obtenir un phasage, dont les performances sont proches de l'optimum, est proposée. L'importance que peut avoir le choix du phasage sur les performances d'une commande est également montrée.

### **2.3.2 Une problématique commune : la minimisation du temps perdu**

La grande majorité des méthodes de commande cherchent à minimiser, entre autre, le temps perdu par les usagers. En faisant l'hypothèse que c'est le temps perdu qui a la plus grande influence sur le calcul de la commande, la commande trouvée sera peu différente de celle qui serait trouvée en ne faisant intervenir que ce temps perdu. On peut alors supposer que la commande optimale utilisera le même phasage qu'une commande cherchant à minimiser uniquement le temps perdu. Dans le cadre de cette hypothèse, le problème peut alors se ramener à la recherche du phasage permettant une minimisation du temps perdu des usagers.

### **2.3.3 Phases obligatoires**

Quand une phase est la seule à contenir un feu, elle doit être conservée sinon le feu ne pourrait pas être mis au vert. La première chose à faire est donc de répertorier et de choisir ces phases obligatoires.



### 2.3.4 Autres phases

Une fois le choix des phases obligatoires effectué, se pose alors le problème du choix des phases restantes. L'objectif est de trouver un phasage permettant de minimiser le temps perdu par les usagers. Cependant l'évaluation du temps perdu nécessite soit l'utilisation de modèles de trafic complexes (cf. PRODYN, TRANSYT, SCOOT...) soit l'utilisation de formules empiriques telles que celle de Webster (cf. Chapitre I-§3.2.2.4). Dans tous les cas on est amené pour chaque phasage envisagé à déterminer entièrement le plan de feux optimal et à l'évaluer en terme de temps perdu. Le temps de calcul nécessaire, relativement important, rend les solutions existantes inapplicables en temps réel pour le choix des phases non obligatoires.

Ce problème est résolu en posant l'hypothèse suivante : Le phasage permettant de minimiser le temps perdu est le même que le phasage permettant d'obtenir le plus petit cycle permettant d'écouler le trafic sur toutes les voies dans le cas d'arrivées uniforme. Cette hypothèse permet de ramener le problème de minimisation du temps perdu à un problème de minimisation de longueur de cycle. Ainsi pour un phasage donné on peut éviter l'évaluation du temps perdu minimal et donc le calcul du plan de feux optimal pour se ramener à l'évaluation d'une durée de cycle minimale qui peut se réaliser simplement par la méthode de Wardrop (cf. Chapitre I-§3.2.2.2) dans le cas où chaque feu n'apparaît pas dans plus d'une phase. La méthode de Wardrop peut être étendue à une solution plus générale qui permet à un feu d'apparaître dans plus d'une phase à condition que ces phases se succèdent directement.

### 2.3.5 Calcul de la durée de cycle minimale

Cette solution est basée sur le fait que la longueur d'un cycle permettant d'écouler l'ensemble du trafic est imposée par la plus forte somme des durées de vert minimales à accorder à chaque feu des groupes de feux maximum antagonistes qu'il est possible d'obtenir pour un phasage donné.

Pour chaque feu  $F_i$  la durée de vert  $v_i$  par cycle doit être suffisante pour permettre l'écoulement de tous les véhicules arrivés pendant la durée  $C$  du cycle. Ceci est exprimé par l'équation (I.2) qui, en utilisant  $y_i = A_i / S_i$  la charge du feu  $F_i$ , s'écrit :

$$v_i \geq C \cdot y_i \quad (\text{IV.1})$$

D'autre part la somme des durées de vert  $v_i$  et des temps perdus  $l_i$  de tous les feux de chaque ensemble  $I$  de feux mutuellement incompatibles (ne pouvant être simultanément au vert) est inférieure ou égale à la durée du cycle soit :

$$\sum_{i \in I} (v_i + l_i) \leq C \quad (\text{IV.2})$$

La combinaison des équations (IV.1) et (IV.2) nous donne la condition suivante (à condition que  $1 - \sum_{i \in I} y_i$  soit positif):

$$\forall I \text{ ensemble d'incompatibles ; } C \geq \frac{\sum_{i \in I} l_i}{1 - \sum_{i \in I} y_i} \quad (\text{IV.3})$$

Le temps de cycle minimum  $\hat{C}$  est alors donné par :

$$\hat{C} = \max_{I \in K} \left[ \frac{\sum_{i \in I} l_i}{1 - \sum_{i \in I} y_i} \right] \quad (\text{IV.4})$$

où  $K$  est l'ensemble de tous les ensembles de feux incompatibles.  $K$  peut être obtenu grâce à l'algorithme de recherche des ensembles de compatibles en utilisant non plus les compatibilités entre paire de feux mais les incompatibilités (problème dual). L'ensemble d'incompatibles imposant la durée du cycle est appelé ensemble critique et est noté  $\hat{I}$ . L'équation (IV.4) peut être vue comme une généralisation d'une part de la méthode de Wardrop et d'autre part du calcul du temps de cycle pour un contrôleur huit phases présenté dans [WHI 74].

### 2.3.6 Élimination d'une phase et conséquences sur le cycle

Le temps de cycle minimum  $\hat{C}$  peut être obtenu en n'utilisant qu'un sous ensemble de l'ensemble de toutes les phases. Cependant, dans certains cas, il n'est pas nécessaire de recalculer le temps de cycle minimal pour savoir si une phase non obligatoire peut être ou non éliminée. En effet, une phase qui ne contient aucun feu de l'ensemble critique  $\hat{I}$  peut être éliminée sans aucune conséquence sur  $\hat{C}$  (dans ce cas,  $\hat{C}$  a été obtenu en supposant cette phase de durée nulle).

Dans les autres cas, la décision doit être basée sur une nouvelle évaluation du temps de cycle minimum pouvant être obtenu en l'absence de la phase considérée. L'expression (IV.4) ne dépendant pas explicitement des phases utilisées mais des incompatibilités entre feux, il faut traduire la suppression d'une phase en une modification des incompatibilités entre feux. Cette traduction n'est possible que dans les cas où le nouveau phasage considéré (ancien phasage moins la phase) peut être obtenu à partir d'une nouvelle définition de paires de compatibilité par la recherche de tous les ensembles de compatibles maximaux.

### 2.3.7 Traduction de la suppression d'une phase

Soit :

- ϕ Le phasage initial pouvant être obtenu par recherche de tous les ensembles de compatibles maximaux à partir de la liste des compatibilités entre paires de feux  $cp$ .

$\phi$  La phase de  $\phi$  à supprimer

$\phi'$  Le phasage obtenu à partir de  $\phi$  par suppression de la phase  $\phi$

Une condition nécessaire à l'existence d'une solution au problème de traduction peut s'exprimer par :

CN1 :  $\exists cp'$  une nouvelle liste des compatibilités entre paires de feux telle qu'une recherche de tous les ensembles de compatibles maximaux donne  $\phi'$

### 2.3.7.1 Solution 1 : Définition de $cp'$ à partir de $\phi'$

La solution la plus évidente consiste à définir les paires de compatibilité  $cp'$  entre feux à partir de  $\phi'$  en utilisant la définition d'ensemble de compatibles :

- Tous les feux sont initialement définis non compatibles
- Pour chaque phase  $\phi'$  de  $\phi'$  :  $\forall (F_i, F_j) \in \phi'$  on définit  $F_i$  et  $F_j$  compatibles.

La définition des compatibilité  $cp'$  ainsi obtenue garanti l'obtention de toutes les phases de  $\phi'$ . Cependant elle ne garanti pas que des phases n'appartenant pas à  $\phi'$  ne soient pas générées par recherche de tous les ensembles de compatibles maximaux. Il faut donc relancer cette recherche à partir de  $cp'$  et vérifier que le phasage proposé est bien  $\phi'$ . Si c'est le cas  $cp'$  est bien la solution recherchée. Sinon, d'une part, comme les compatibilités générées sont celles strictement nécessaires à l'obtention des phases de  $\phi'$ , on ne peut pas supprimer les autres phases générées par suppression d'une paire de compatibilité. D'autre part, l'ajout d'une paire de compatibilité ne permet pas de supprimer une phase générée. En effet, l'ajout d'une compatibilité entre un feu de la phase et n'importe quel autre feu a pour conséquence soit l'agrandissement de cette phase, soit la création de nouvelles phases non désirées. Ainsi, dans ce cas, il n'existe pas de solution (CN1 n'est pas respectée).

Cette solution nécessitant une somme de calculs relativement importante a été écarté au profit de la seconde qui est moins directe mais plus efficace.

### 2.3.7.2 Solution 2 : Définition de $cp'$ à partir de $cp$

Cette solution est basée sur l'étude des conséquences du retrait dans  $cp$  d'une compatibilité entre deux feux.

Le retrait dans  $cp$  d'une compatibilité entre deux feux  $F_i$  et  $F_j$  interdit la génération de toutes les phases de  $\phi$  où la paire  $(F_i, F_j)$  est présente. Donc, pour pouvoir supprimer uniquement une phase il faut pouvoir ajouter une incompatibilité entre une paire de feux présente uniquement dans cette phase.

CNS1 : Condition nécessaire et suffisante pour supprimer uniquement la phase  $\phi$  de  $\phi$  :

$$\exists (F_i, F_j) \in \phi / (\forall (\phi' \neq \phi) \in \phi, (F_i, F_j) \notin \phi')$$

Cependant, si en ajoutant une incompatibilité entre  $F_i$  et  $F_j$ , la phase  $\varphi$  n'est plus obtenue, les deux phases suivantes peuvent être générées par la recherche de tous les ensembles de compatibles maximaux (ces deux phases avaient été supprimées par l'algorithme car considérées non maximales devant  $\varphi$ ) :

$$\varphi_1 = \varphi - F_i$$

$$\varphi_2 = \varphi - F_j$$

Ces deux phases seront effectivement générées si elles ne sont incluses dans aucune autre phase de  $\phi'$ . Dans ce cas elles doivent pouvoir être à leur tour supprimées (cf. condition précédente).

- Conséquences sur les cas simples :

1: Si toute paire de feux n'apparaît que dans la phase  $\varphi$  à supprimer, on peut retirer de  $cp$  les compatibilités entre toutes les paires de feux de la phase  $\varphi$  sans modifier les autres phases. De plus, dans ce cas aucune autre phase indésirable ne peut être générée (les seules phases qui pourraient être générées sont des phases comportant un seul feu de  $\varphi$ .  $\varphi$  étant non obligatoire, pour chaque feu de  $\varphi$  il existe au moins une autre phase contenant ce feu. Donc toute phase générée sera éliminée par l'algorithme car non maximale).

si on vérifie :  $\forall (F_i, F_j) \in \varphi, (\forall (\varphi' \neq \varphi) \in \phi, (F_i, F_j) \notin \varphi')$

alors  $cp'$  est obtenu à partir de  $cp$  par retrait des compatibilités entre toutes les paires de feu de  $\varphi$ .

2: si pour toute paire de feu de la phase  $\varphi$  à supprimer, on peut trouver une autre phase contenant cette paire, aucune compatibilité ne peut être retirée.  $\varphi$  ne peut pas être supprimée par suppression de compatibilités.

si on vérifie :  $\forall (F_i, F_j) \in \varphi, (\exists (\varphi' \neq \varphi) \in \phi / (F_i, F_j) \in \varphi')$

alors  $\phi'$  ne peut pas être obtenu par recherche de tous les ensembles de compatibles maximaux.

- Application au cas général : Algorithme de génération de  $cp'$  à partir de  $cp$

$\forall (F_i, F_j) \in \varphi / (\forall (\varphi' \neq \varphi) \in \phi, (F_i, F_j) \notin \varphi')$ , on retire de  $cp$  la compatibilité entre  $F_i$  et  $F_j$ .

On recherche alors l'ensemble  $\phi_\varphi$  de tous les compatibles maximaux pouvant être obtenus avec tous les feux de la phase  $\varphi$  supprimée et à partir des nouvelles compatibilités  $cp'$  (cette recherche est plus rapide que la recherche sur tous les feux). On a alors deux possibilités :

- 1- Si tout ensemble généré est inclus dans une phase de  $\phi'$ , toutes les phases non désirables générées par la suppression des compatibilités seront supprimées car non maximales.  $cp'$  est la solution recherchée.

Si  $\forall \varphi \in \phi_\varphi, (\exists \varphi'' \in \phi' / \varphi \subset \varphi'')$  alors  $cp'$  est la solution recherchée

- 2- Si il existe un ensemble  $\varphi'$  généré qui n'est inclus dans aucune phase de  $\phi'$ , cet ensemble ne pourra pas être supprimé (CNS1 n'est pas respectée) et dans ce cas il n'existe pas de solution.

Si  $\exists \varphi' \in \phi_\varphi / (\forall \varphi'' \in \phi', \varphi' \not\subset \varphi'')$  alors  $\phi'$  ne peut pas être obtenu par recherche de tous les ensembles de compatibles maximaux (CN1 non respecté).

### 2.3.8 Algorithme de recherche des phasages optimaux

L'algorithme de recherche du ou des phasages optimaux à appliquer sur une intersection repose sur l'utilisation d'un arbre de recherche qui est parcouru en profondeur d'abord à partir de l'ensemble initial de toutes les phases en cherchant à supprimer successivement chaque phase tant que la durée du cycle minimum (obtenue en utilisant toutes les phases) peut encore être obtenue.

Le nœud initial correspondant à l'ensemble  $\phi$  de toutes les phases est créé à partir de la définition des paires de compatibilité  $cp$  entre feux (cf. §2.2). A partir de la définition des paires d'incompatibilité entre feux  $\overline{cp}$ , des débits de saturation et de la demande associés à chaque feu, on calcule aussi la durée de cycle minimum  $\hat{C}$  permettant d'écouler le trafic (cf. §2.3.5).

A chaque nœud de l'arbre les phases restantes sont examinées pour élimination par modification des compatibilités. Pour chaque phase trois cas peuvent se présenter :

- (a) Il n'est pas possible d'éliminer la phase sans augmenter la durée de cycle minimum.
- (b) Il est possible d'éliminer la phase sans augmenter la durée de cycle minimum.
- (c) La traduction de l'élimination de la phase par modification des compatibilités n'est pas possible.

Une phase qui est la seule à contenir un feu peut être directement rattachée au cas a (cf. §2.3.3). Cette propriété est donc vérifiée en premier ; le choix entre a, b et c est ensuite réalisé en cherchant à traduire l'élimination de la phase par une modification des compatibilités entre feux (cf. §2.3.7.2). Si cette traduction n'est pas possible le cas c est détecté. Sinon, les nouvelles compatibilités  $cp'$  traduisant la suppression de  $\varphi$  sont utilisées pour calculer le nouveau temps de cycle minimum  $\hat{C}'$  pouvant être obtenu ( $K'$  est construit à partir de  $\overline{cp'}$  et  $\hat{C}'$  est calculé en utilisant l'équation (IV.4)). Le choix

entre le cas a et le cas b s'effectue par comparaison des valeurs de  $\hat{C}$  et  $\hat{C}'$ . Une fois que toutes phases ont été examinées :

- Si toutes les phases du nœud appartiennent au cas a, le nœud est ajouté à la liste des solutions.
- Pour chaque phase du cas b, un nouveau nœud est créé (obtenu par suppression de cette phase)
- Si il n'y a aucune phase en situation b et qu'il y ait au moins une phase en situation c, le nœud n'est pas plus développé (échec possible de l'algorithme).

**Remarque :** En toute rigueur, pour que l'algorithme puisse se poursuivre normalement, il faudrait que toutes les phases non obligatoire soient décidables (CN1 toujours respecté). Cependant comme il existe plusieurs solutions à l'ordre de suppression des phases pour obtenir le même phasage optimal et comme une phase non décidable peut devenir décidable si une ou plusieurs autres phases sont supprimées, il n'est pas toujours nécessaire de statuer immédiatement sur cette phase pour obtenir cette solution (mais on ne peut plus garantir que cette solution sera trouvée). Cela a été vérifié sur plus d'une dizaine d'exemples.

Les résultats de la validation de cet algorithme (implémenté en C++) permettant d'obtenir tous les phasages optimaux possibles (la solution n'est pas forcément unique) sont présentés dans le paragraphe suivant.

## 2.4 Validation en simulation de la procédure de choix des phases

### 2.4.1 Présentation de l'exemple d'application

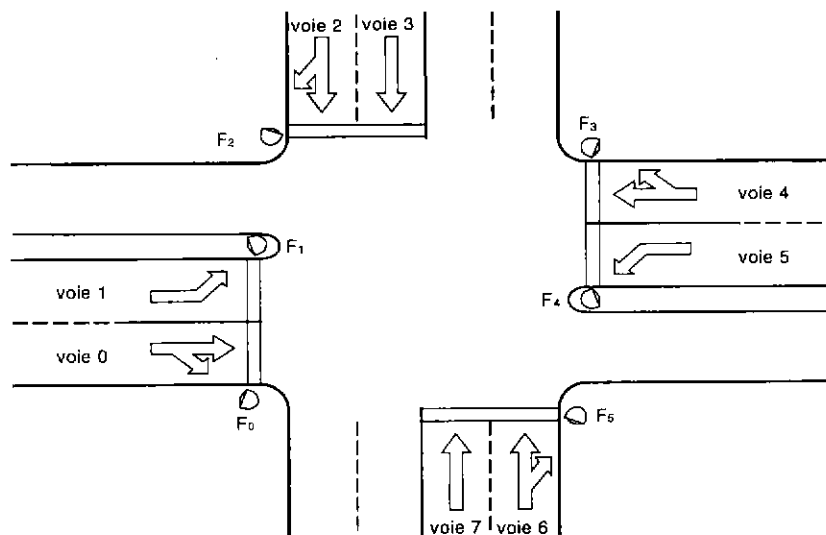


Figure IV.4 : Intersection test

La procédure de réduction de l'espace de recherche par recherche de phasages optimaux a été validée sur l'intersection de la figure IV.4 et ce pour les deux demandes présentées dans le tableau IV.4.

Feux	Débit de saturation en véhicules par secondes	Demande n°1 en véhicules par secondes	Demande n°2 en véhicules par secondes
F <sub>0</sub>	0,4	0,1	0,06
F <sub>1</sub>	0,4	0,05	0,05
F <sub>2</sub>	0,8	0,1	0,1
F <sub>3</sub>	0,4	0,12	0,08
F <sub>4</sub>	0,4	0,09	0,09
F <sub>5</sub>	0,8	0,2	0,1

Tableau IV.4 : Demande et débit de saturation pour les feux

### 2.4.2 Recensement des phases utiles possibles

Pour définir les paires compatibles on utilisera le tableau IV.5. Un 1 indique que deux feux sont compatibles, un 0 qu'ils ne le sont pas :

F <sub>0</sub>	1	0	1	0	0
F <sub>1</sub>	0	0	1	0	
F <sub>2</sub>	0	0	0	1	
F <sub>3</sub>	1	0			
F <sub>4</sub>		0			
F <sub>5</sub>					

Tableau IV.5 : Compatibilité des feux

L'algorithme de recherche des ensemble de feux compatibles maximaux (cf. §2.2.3) donne les 5 phases qu'il est possible de mettre en œuvre sur ce carrefour : {F<sub>0</sub>F<sub>1</sub>; F<sub>0</sub>F<sub>3</sub>; F<sub>1</sub>F<sub>4</sub>; F<sub>2</sub>F<sub>5</sub>; F<sub>3</sub>F<sub>4</sub>}. Notons  $\varphi_0$  à  $\varphi_4$  ces 5 phases.

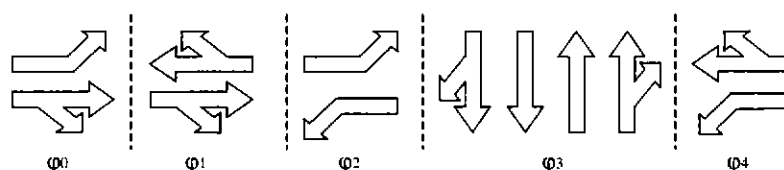


Figure IV.5 : Ensemble des phases possibles

### 2.4.3 Détermination des phasages optimaux

Les phasages optimaux ont été déterminés pour chacune des deux demandes. L'algorithme de recherche des phasages optimaux donne les résultats suivants :

Demande n°1 : les 2 phasages optimaux possibles sont { $\varphi_1, \varphi_2, \varphi_3, \varphi_4$ } et { $\varphi_0, \varphi_1, \varphi_3, \varphi_4$ }.

Demande n°2 : les 2 phasages optimaux possibles sont { $\varphi_1, \varphi_2, \varphi_3, \varphi_4$ } et { $\varphi_0, \varphi_3, \varphi_4$ }.

Remarque : Le phasage { $\varphi_1, \varphi_2, \varphi_3, \varphi_4$ } est optimal pour les deux demandes.

## 2.4.4 Application hors ligne à TRANSYT et PRODYN

Dans cette phase de validation le programme a été utilisé hors ligne pour calculer une bibliothèque de phasages optimaux comme on calcule hors ligne une bibliothèque de plans de feux. Pour chaque demande, les performances de commandes obtenues en utilisant les phasages optimaux issus de l'algorithme de recherche ont été comparées aux performances de commandes obtenues en utilisant d'autres phasages (pour la demande 1 :  $\{\varphi_0, \varphi_3, \varphi_4\}$  et  $\{\varphi_1, \varphi_2, \varphi_3\}$ ; pour la demande 2 :  $\{\varphi_1, \varphi_2, \varphi_3\}$  et  $\{\varphi_0, \varphi_1, \varphi_3, \varphi_4\}$ ) ainsi que l'ensemble de toutes les phases possibles dans le cadre d'une commande par PRODYN (l'utilisation de toutes les phases n'est pas possible pour l'optimisation de la commande par TRANSYT car un feu aurait deux verts par cycle). Le tableau IV.6 présente les résultats obtenus en boucle ouverte (plans de feux fixes calculés par TRANSYT) et ceux obtenus en boucle fermée (commande temps réel par PRODYN). Deux indicateurs ont été utilisés pour évaluer les performances :

- Le critère obtenu par TRANSYT (Cf. Chapitre I-§3.2.3).
- Le temps perdu moyen des véhicules obtenu par la simulation microscopique d'une heure de fonctionnement du carrefour à l'aide de SITRA-B+ (Cf. Chapitre V-§1.1).

Les résultats en gras correspondent aux phasages proposés par l'algorithme; pour les résultats obtenus par SITRA-B+ l'intervalle de confiance à 95 % est donné.

Phasage utilisé	Demande 1			Demande 2		
	Plans de feux fixes optimisés par TRANSYT 7		Commande temps réel PRODYN	Plans de feux fixes optimisés par TRANSYT 7		Commande temps réel PRODYN
	Critère TRANSYT	Temps perdu moyen par SITRA-B+	Temps perdu moyen par SITRA-B+	Critère TRANSYT	Temps perdu moyen par SITRA-B+	Temps perdu moyen par SITRA-B+
Toutes les phases	*	*	22,6 s (± 0,8 s)	*	*	14,7 s (± 0,7 s)
$\{\varphi_0, \varphi_3, \varphi_4\}$	34,53	38,0 s (± 1,1 s)	46,9 s (± 1,4 s)	<b>12,55</b>	<b>20,3 s</b> (± 0,7 s)	<b>16,7 s</b> (± 0,8 s)
$\{\varphi_1, \varphi_2, \varphi_3\}$	32,09	35,3 s (± 1,0)	39,9 s (± 1,3 s)	13,40	23,5 s (± 0,8 s)	18,5 s (± 0,8 s)
$\{\varphi_0, \varphi_1, \varphi_3, \varphi_4\}$	<b>26,92</b>	<b>31,6 s</b> (± 0,9 s)	<b>26,0 s</b> (± 0,8 s)	13,34	22,0 s (± 0,8 s)	15,3 s (± 0,7 s)
$\{\varphi_1, \varphi_2, \varphi_3, \varphi_4\}$	<b>26,92</b>	<b>31,2 s</b> (± 0,9 s)	<b>24,4 s</b> (± 0,8 s)	<b>12,55</b>	<b>20,4 s</b> (± 0,7 s)	<b>15,2 s</b> (± 0,7 s)

Tableau IV.6 : Performances de la commande. En gras, les résultats relatifs aux phasages optimaux pour la demande considérée

Ces résultats conduisent aux commentaires suivants.

- Sur le bien fondé de l'utilisation d'un phasage optimal :

En fonction de la situation le bénéfice, en terme de temps perdu, lié à l'utilisation d'un phasage optimal proposé par l'algorithme varie d'une différence non significative à



95% jusqu'à un gain de 45% par rapport à un autre phasage. Le plus fort bénéfice est observé pour la demande 1 et pour la commande en temps réel.

Par rapport à une commande par plan de feux fixe, la commande temps réel donne de meilleurs résultats si un phasage optimal est utilisé. Cependant la commande temps réel donne aussi les plus mauvais résultats lorsqu'un phasage non optimal (hormis l'ensemble de toutes les phases possibles) est utilisé.

- Sur l'équivalence des phasage optimaux :

Pour une demande donnée, TRANSYT trouve des durées de vert et des critères identiques pour chacun des phasages optimaux proposés. Les différences observées sur les temps perdus moyens ne sont pas significatives et proviennent d'une différence du calage du début de cycle par rapport au début de simulation.

Pour la commande temps réel par PRODYN et pour la seconde demande, l'utilisation du phasage optimal comportant 3 phases conduit à des temps perdus plus importants que ceux obtenus par utilisation du phasage optimal comportant 4 phases; ceci provient d'une plus forte diminution de l'espace de recherche et donc d'une moins bonne flexibilité de la commande.

- Sur la dégradation des performances due à la réduction de l'espace de recherche :

Pour la commande temps réel par PRODYN, l'utilisation des phasages optimaux proposés par l'algorithme à la place de toutes les phases possibles conduit à une légère augmentation du temps perdu qui n'est pas toujours statistiquement significative. Cette dégradation des performances est d'autant plus importante que l'espace de recherche est réduit (nombre de phases autorisées moins important).

## **2.5 Conclusion et perspectives**

L'hypothèse faite que le phasage permettant d'obtenir le cycle de durée minimale permet aussi d'obtenir la minimisation du temps perdu a été vérifiée expérimentalement. Cette hypothèse semble être entièrement valable pour l'application à des plan de feux fixes. Cependant, pour la commande temps réel, un plus grand nombre de phases permet une plus grande flexibilité de la commande, une diminution des temps perdus mais induit aussi des temps de calcul plus importants. Lorsque plusieurs phasages sont proposés par l'algorithme, un compromis entre optimalité et temps de calcul devra donc être trouvé.

Le programme développé peut être utilisé pour faciliter le calcul de plans de feux fixes. En choisissant un des phasages optimaux proposé, on évite l'énumération et le test de différents phasages; ce qui a pour conséquence de diminuer à la fois la charge de travail nécessaire et la possibilité de choisir un phasage sous optimal. Pour la commande temps réel, le programme permet de réduire considérablement l'espace de

recherche de la commande avec une très faible perte d'optimalité et ainsi rend l'optimisation possible en temps réel.

Dans la phase de validation le programme a été utilisé hors ligne pour calculer une bibliothèque de phasages optimaux comme on calcule hors ligne une bibliothèque de plans de feux. Une perspective intéressante est l'utilisation en ligne du second algorithme en lui fournissant des débits moyens mesurés en temps réel.

### 3 CRITERE UTILISE

#### 3.1 Le critère temps perdu total

L'objectif de l'optimisation est de minimiser l'espérance du temps perdu total de tous les véhicules. Après introduction des variables d'états  $N_{i,j,k}$  l'équation (III.5), permettant le calcul de ce critère, s'écrit :

$$C_{-\infty}^{\infty} = \sum_{k=-\infty}^{k=\infty} \sum_{i,j,l} \overline{N_{i,j,l}(k)}.T \quad (\text{IV.5})$$

Ne pouvant ni agir sur le passé, ni modifier la commande en cours d'application de l'instant courant ( $k=0$ ) jusqu'au prochain instant d'échantillonnage de la commande ( $k=1$ ), on peut se ramener à minimiser :

$$C_T^{\infty} = \sum_{k=1}^{k=\infty} \sum_{i,j,l} \overline{N_{i,j,l}(k)}.T \quad (\text{IV.6})$$

L'optimisation s'effectuant sur un horizon de longueur fini  $H$  (de  $n$  périodes d'échantillonnage  $T$ ), on est amené à introduire un critère terminal  $C_H^{\infty}(N_{i,j,l}(n))$  dont l'objectif est d'estimer la valeur du temps perdu total à partir de la fin de l'horizon. L'équation (IV.6) s'approche alors par :

$$C_T^{\infty} \approx \sum_{k=1}^{k=n} \sum_{i,j,l} \overline{N_{i,j,l}(k)}.T + C_H^{\infty}(N_{i,j,l}(n)) \quad (\text{IV.7})$$

Il a été montré par Tuffal [TUF 81] que cette approximation ne modifie pas les premières commandes optimales sur l'horizon à partir de  $n=15$ . Gallego [GAL 96] a étudié la possibilité d'utiliser d'autres critères évitant à la fois l'utilisation d'un critère terminal et le réglage empirique de la longueur de l'horizon. Ici aussi on cherche à éviter l'utilisation d'un critère terminal. La méthode choisie est de ne pas compléter, en fin d'horizon, les histogrammes d'arrivées, prédites par les capteurs et la coordination entre carrefours, par un débit constant d'arrivées. De cette manière les queues ont tendance à s'annuler en fin d'horizon et la comparaison pour les états finaux et plus justifiée (au sens du principe d'optimalité de Bellman qui ne permet la comparaison que pour des états égaux) par le fait que ceux ci sont moins dispersés que dans le cas où la

prédiction est complétée par des débits moyens constants. On se contente donc de minimiser :

$$C_T^H = \sum_{k=1}^{k=n} \sum_{i,j,l} \overline{N_{i,j,l}(k)}.T \quad (\text{IV.8})$$

## 3.2 Traitement des priorités

### 3.2.1 Axes prioritaires

Une des demande des industriels mettant en œuvre le système PRODYN est la possibilité de pouvoir privilégier certains axes de circulation. Pour répondre à cette demande on modifie le critère de l'équation (IV.8) en introduisant des poids  $\alpha_i$  pour chaque ligne de feu  $i$  soit :

$$C_T^H = \sum_{k=1}^{k=n} \sum_i \alpha_i \sum_{j,l} \overline{N_{i,j,l}(k)}.T \quad (\text{IV.9})$$

Remarques :

- En utilisant des pondérations différentes pour les chaînons, on ne minimise plus le temps perdu total mais une somme pondérée des temps perdus des différents chaînons. Privilégier certains axes de circulation peut donc entraîner une augmentation du temps perdu total au niveau d'une intersection.
- L'optimisation du temps perdu sur le réseau étant réalisée au travers d'une optimisation locale pour chaque intersection, il est possible que la solution résultante diffère significativement de l'optimum qui résulterait d'une optimisation globale. Dans ce contexte, un choix judicieux des pondérations pourrait permettre de se rapprocher de cet optimum global.

### 3.2.2 Véhicules prioritaires

Afin de pouvoir implanter des stratégies de priorité pour certains véhicules, on introduit pour chaque ligne de feu une variable d'état  $prio_i$  cette variable devra être gérée par la stratégie de priorité :

$$\begin{aligned} prio_i &= 1 && \text{Si priorité pour les voies contrôlées par le feu } i. \\ &= 0 && \text{Sinon.} \end{aligned}$$

Les poids  $\alpha_i$  sont alors choisis en fonction de la variable  $prio_i$  :

$$\text{Si } prio_i = 0 : \alpha_i = \alpha_i^{norm}$$

$$\text{Si } prio_i = 1 : \alpha_i = \alpha_i^{prio}$$

Les différents poids  $\alpha_i^{norm}$  et  $\alpha_i^{prio}$  sont actuellement des paramètres d'entrée fixés initialement. Il est toutefois intéressant d'envisager la possibilité de pouvoir régler ces paramètres en temps réel à partir d'un poste central de surveillance.

### 3.3 Coordination en régime saturé

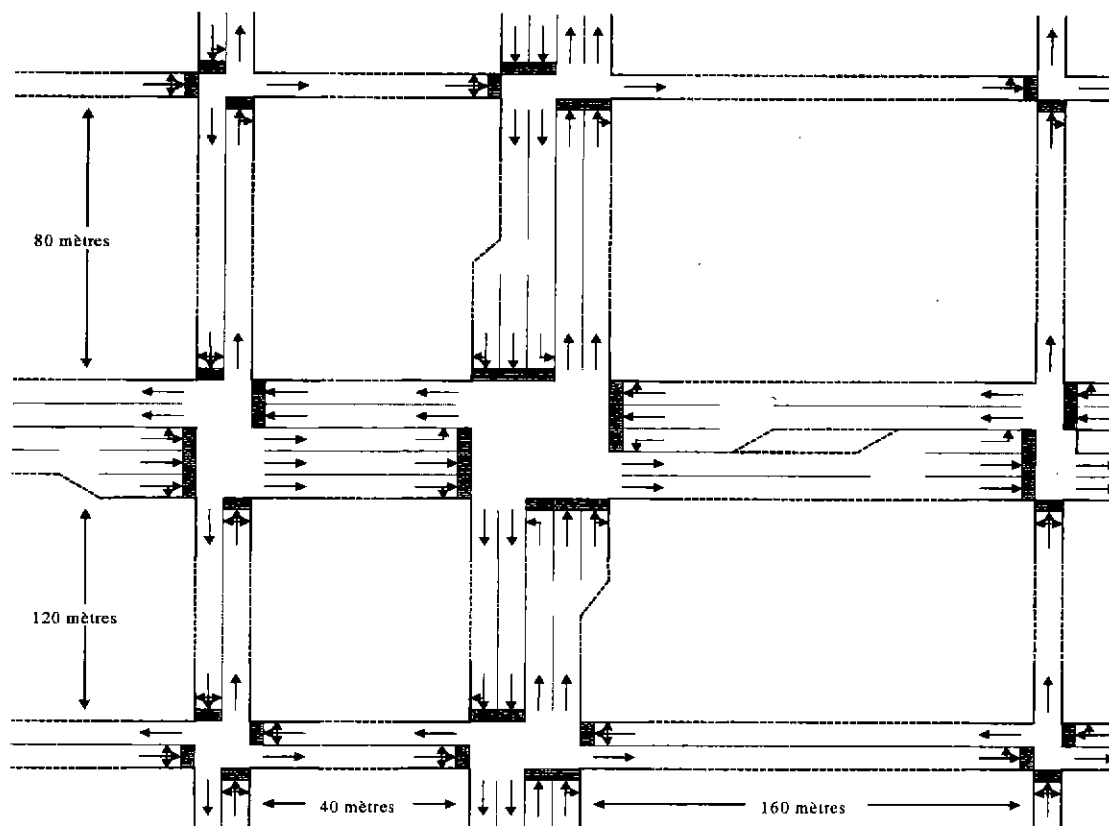


Figure IV.6 : Réseau maillé

Lorsque la demande est importante, les remontées de queue d'un carrefour peuvent gêner les sorties des carrefours en amont. Les simulations effectuées sur le réseau maillé de la figure IV.6 ont montré que ces remontées d'onde peuvent aller jusqu'à former des boucles bloquantes. Il est à noter que ce problème n'est pas propre à la commande optimale, mais peut apparaître pour tout type de commande.

Afin d'éviter la gêne d'un carrefour en amont, un degré de saturation  $dsat_i$  par ligne de feu est défini de manière empirique en fonction du nombre de places restantes  $PL_i$  en entrée des voies de la ligne de feu  $i$  :

$$\text{Si } PL_i > 0,6.PL_{max_i} : dsat_i = 0$$

$$\text{Si } PL_i \leq 0,6.PL_{max_i} : dsat_i = \frac{0,6.PL_{max_i} - PL_i}{0,6.PL_{max_i}}$$

Lorsque le nombre de places libres en entrée est inférieur à  $PL_{red_i}$  (c'est à dire dès que le débit des sorties du carrefour en amont peut être réduit), on ajoute au degré précédemment calculé le maximum des degrés moyens des lignes de feu du carrefour en amont débitant vers la ligne de feu  $i$  ( $\overline{dsat}_{\rightarrow i}^{max}$ ). Cette quantité est une donnée communiquée par le carrefour en amont. On obtient alors :

$$\text{Si } PL_i \leq PL_{red_i} : dsat_i' = dsat_i + \overline{dsat}_{\rightarrow i}^{max}$$

$$\text{Si } PL_i > PL_{red_i} : dsat_i' = dsat_i$$

Le degré  $dsat_i$  ainsi obtenu est ajouté en entrée d'un registre à décalage dont l'objectif est de mémoriser l'historique du degré de saturation sur un horizon (à la suite de tests expérimentaux cet horizon est réglé par défaut à 120 secondes). Le degré de saturation moyen  $\overline{dsat}_i$  sur cet horizon est alors calculé.

Une fois que le degré de saturation est calculé pour toutes les lignes de feu, on communique alors à chaque carrefour en aval le plus fort degré moyen des lignes de feu débitant vers ce carrefour.

Le critère défini par l'équation (IV.9) est alors modifié de manière à pondérer les lignes de feu en fonction de leur degré de saturation moyen soit :

$$C_T^H = \sum_{k=1}^{k=n} \sum_i \alpha_i \cdot (1 + \overline{dsat}_i) \cdot \sum_{j,l} \overline{N_{i,j,l}(k)} \cdot T \quad (IV.10)$$

Remarques :

- Lorsque les queues ne dépassent pas 60% de la longueur du chaînon, le degré de saturation est nul n'a pas d'influence sur le calcul de la commande.
- Le report du degré de saturation permet d'augmenter le poids d'une ligne de feu en fonction des conséquences de sa congestion sur l'état du carrefour en amont. Ainsi lorsqu'une boucle bloquante commence à se former le degré de saturation croît très fortement (théoriquement jusqu'à l'infini si la commande ne réagissait pas) et le vidage de cette boucle devient rapidement prioritaire. À la suite de l'introduction de ce degré de saturation, plus aucune boucle bloquante n'est apparue sur le réseau de la figure IV.6.

## 4 ALGORITHME D'OPTIMISATION

### 4.1 Introduction

L'objectif de l'algorithme d'optimisation est de fournir, en moins d'une période d'échantillonnage, la commande optimale sur un horizon. Les méthodes d'optimisation combinatoire comme la programmation dynamique directe et le branch and bound reposent sur le parcours d'un arbre de recherche. Dans le cas de la recherche de la suite des phases à appliquer sur un carrefour, chaque nœud de cet arbre correspond à une phase active à un instant donné et l'ensemble des nœuds suivants à l'ensemble de toutes les phases pouvant être actives une période d'échantillonnage plus tard. Après la présentation des raisons qui ont conduit à écarter la programmation dynamique directe utilisée par PRODYN, un algorithme baptisé branch and bound interruptible est exposé. Enfin, une procédure de recherche des phases suivantes possibles est détaillée. Cette procédure évite l'exploration inutile de certaines branches de l'arbre conduisant à des nœuds où les contraintes de durée de rouge et de vert ne pourraient plus être respectées.

## 4.2 La Programmation Dynamique Directe

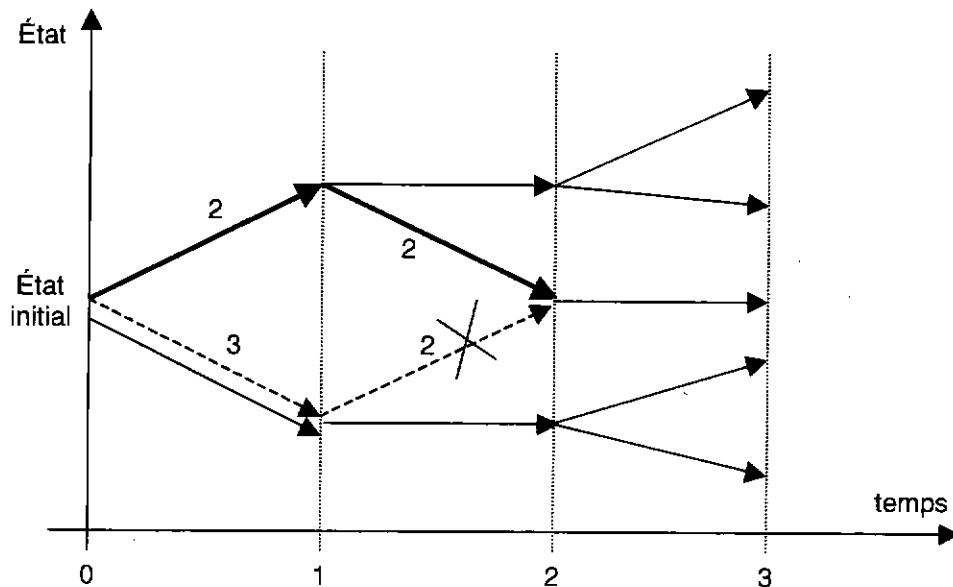


Figure IV.7 : Illustration du principe de la Programmation Dynamique Directe

La programmation dynamique directe utilisée par PRODYN [FAR 83], repose sur le principe d'optimalité de Bellman « Toute portion de trajectoire optimale est elle même optimale ». L'arbre de recherche est parcouru à partir de l'état initial et lorsque plusieurs trajectoires conduisent le système dans un même état, l'application du principe d'optimalité de Bellman, consiste à ne conserver que celle de coût minimal : Sur la figure IV.7, à l'instant 2, la trajectoire en pointillés de coût 5 est écartée devant la trajectoire en gras de coût 4.

La programmation dynamique directe nécessite donc, à chaque instant de l'horizon, de comparer les états atteints par toutes les trajectoires. Afin de diminuer la dimension de l'espace d'état et ainsi améliorer l'efficacité de cette méthode, PRODYN a recours à une méthode de segmentation [COR 77a]. Cette méthode découpe l'ensemble des valeurs que peut prendre un vecteur d'état en plusieurs sous ensembles dont les intersections sont vides et dont l'union est égale à l'ensemble initial. À un instant, deux états résultant de commandes différentes et appartenant au même sous ensembles sont alors considérés comme identiques et seul est conservé celui de coût minimal.

PRODYN ne compare les critères que sur la base de la segmentation des variables d'état 'queue verticale'  $N(k)$ , phase courante et durée depuis laquelle la phase est active. En théorie toutes les variables caractérisant l'état du carrefour devrait être considérées. Pour PRODYN, le découpage devrait concerner aussi les compteurs de durée de rouge de chaque phase. Le développement d'une modélisation plus complète, a conduit à multiplier fortement le nombre de variables d'états. Sur un carrefour simple comportant 4 lignes de feu à 2 voies chacune et 4 sorties, on passe ainsi de 6 variables d'état au total pour PRODYN à 32 variables rien que pour les queues verticales (la prise en compte

des libérations de places libres conduirait à elle seule à une augmentation bien plus importante). En plus de la forte augmentation de l'espace mémoire nécessaire pour conserver l'ensemble des états de chaque trajectoire, et du fait de la diminution de la probabilité que toutes les variables d'état soit identiques (ce qui pourrait être résolu par segmentation), l'utilisation de la programmation dynamique conduirait à effectuer un nombre de comparaisons entre les variables très important. Pour ces raisons la programmation dynamique directe n'est pas utilisée ici. L'optimisation est réalisée par un algorithme de type Branch and Bound peu consommateur en espace mémoire et en temps de calcul et qui présente aussi l'avantage d'éviter la perte d'optimalité due à la procédure de segmentation.

### **4.3 Le Branch and Bound Interruptible**

#### **4.3.1 Les algorithmes d'énumération par séparation et évaluation**

Ces algorithmes [GON 79] consistent à parcourir l'arbre de recherche de manière exhaustive sans pour autant examiner explicitement chacun des nœuds. En effet, une évaluation du critère à optimiser peut permettre de parcourir implicitement des branches entières de l'arbre. L'évaluation la plus courante correspond à l'obtention d'un minorant des valeurs du critère pouvant être obtenues à partir d'un nœud. La séparation est l'opération qui génère les nœuds suivants d'un nœud. Au cours du fonctionnement de l'algorithme tout nœud généré mais qui n'a pas encore été séparé est appelé nœud pendant. A partir du moment où un critère est calculé et non plus évalué, on dispose d'une borne supérieure de l'optimum. Tous les nœuds, dont le minorant est supérieur à ce majorant peuvent alors être retirés de l'ensemble des nœuds pendants sans risquer d'éliminer la branche conduisant à la solution optimale.

On distingue les procédures par séparation et évaluation progressive des procédures par séparation et évaluation séquentielles. Les premières, dites aussi 'en largeur d'abord', consiste à séparer en priorité le nœud pendant présentant l'évaluation minimale. Les secondes, dites aussi 'en profondeur d'abord', consiste à séparer en priorité le nœud pendant le plus proche du dernier nœud séparé.

Une comparaison entre les différentes procédures est disponible dans [VER 00]. L'avantages des méthodes progressives est qu'elles sont heuristiquement bien guidées. Cependant, la gestion de la liste des nœuds pendants implique une occupation mémoire éventuellement prohibitive et elles ne peuvent garantir l'obtention rapide d'une valeur, même mauvaise, pour toutes les variables. De leur coté les méthodes séquentielles, bien qu'heuristiquement mal guidées, peuvent fournir rapidement une valeur pour toutes les variables. La recherche de l'optimum peut donc être interrompue très rapidement ; ces méthodes sont qualifiées d'interruptibles. De plus, la gestion de la liste des nœuds se programme plus facilement et nécessite moins d'occupation mémoire.

### 4.3.2 Particularités de l'application

#### 4.3.2.1 Calcul du minorant

Le critère espérance du temps perdu total de l'équation (IV.10) peut se décomposer :

$$C_T^H = \sum_{k=1}^{k=m} \sum_i \alpha_i \cdot (1 + \overline{dsat}_i) \cdot \sum_{j,l} \overline{N_{i,j,l}(k)} \cdot T \dots \quad (IV.11)$$
$$+ \sum_{k=m+1}^{k=n} \sum_i \alpha_i \cdot (1 + \overline{dsat}_i) \cdot \sum_{j,l} \overline{N_{i,j,l}(k)} \cdot T$$

Soit :

$$C_T^H = C_T^{m,T} + C_{(m+1),T}^H \quad (IV.12)$$

Pour un nœud de profondeur  $m$ , toutes les phases actives jusqu'à l'instant  $m$  ont été déterminées. Pour ce nœud, il est donc possible de calculer la valeur de  $C_T^{m,T}$ . Par ailleurs,  $C_{(m+1),T}^H$  est positif.  $C_T^{m,T}$  constitue donc une évaluation qui est un minorant des valeurs du critère pouvant être obtenues à partir du nœud.

#### 4.3.2.2 Optimisation sur horizon glissant

L'objectif d'une optimisation sur un horizon glissant est d'effectuer périodiquement la recherche de la commande optimale sur cet horizon. A un nouvel instant de recherche, on dispose donc de la commande optimale calculée à l'instant précédent. Cette propriété peut être exploitée pour la recherche de la nouvelle commande optimale. En effet, en optimisant l'ancienne commande sur la dernière période de l'horizon, on dispose alors très rapidement d'une première solution et d'un majorant de la nouvelle valeur du critère optimal qui en est aussi une bonne approximation. En conséquence, dans le cas où cette première optimisation est effectuée, toute méthode devient interruptible et les méthodes de recherche séquentielles sont mieux guidées.

#### 4.3.2.3 Dynamique de l'incertitude

Les informations en début d'horizon d'optimisation sont peu sujettes à variation car les arrivées en queue verticale de véhicules se trouvant sur le chaînon sont relativement fiables. À contrario, en fin d'horizon les incertitudes grandes car elles concernent des véhicules encore situés sur des intersections en amont. En effet, d'une part il n'est pas sûr que ces véhicules se dirigent réellement vers le chaînon. D'autre part, dans l'affirmative, la date d'arrivée est sujette, non seulement à de grandes variations de temps de parcours à vitesse libre, mais aussi aux variations de la commande appliquée au niveau de des intersections à traverser. Il est donc probable que le plus fort gain au niveau du critère soit obtenu par une modification de l'ancienne commande en fin d'horizon plutôt qu'en début d'horizon.



### 4.3.3 Algorithme

Parmi les différentes structures possibles pour l'algorithme de recherche, un algorithme de type recherche en profondeur d'abord a été choisi. En effet, outre les avantages classiques de ce type de méthode, le fait de travailler sur horizon glissant permet dès le début d'avoir un majorant assez proche de l'optimum et ainsi de guider la recherche d'une manière presque aussi efficace que pour un algorithme 'en largeur d'abord'. De plus, la dynamique de l'incertitude conduit à rechercher, en priorité, des modifications de la commande en fin d'horizon.

L'algorithme choisi se base sur l'utilisation d'une liste ordonnée des nœuds pendants. Son principe est décrit par l'organigramme suivant :

- Initialisation du majorant du critère et de la commande optimale par optimisation de l'ancienne commande sur la dernière période de l'horizon.
- Initialisation de la liste des nœuds pendants par un élément unique correspondant à la phase active sur l'intervalle  $[0, T]$  c'est-à-dire la phase en cours d'application.
- Tant que la liste des nœud pendants n'est pas vide et qu'on est pas interrompu :
  - Évaluation du premier nœud de la liste des nœuds pendants.
    - Si le résultat est supérieur au majorant du critère le nœud est retiré de la liste.
    - Sinon le nœud est également retiré mais,
      - Si ce nœud ne correspond pas à la fin de l'horizon, ses nœuds suivants sont recherchés en considérant les phases suivantes possibles (cf. §4.4) et ajoutés en début de liste.
      - Sinon l'évaluation du nœud et la branche sur laquelle il se trouve permettent de mettre à jour le majorant du critère et la commande optimale.

## 4.4 Recherche des phases suivantes possibles

### 4.4.1 Introduction

Les conditions à respecter pour pouvoir commuter d'une phase  $i$  vers une phase  $j$  sont définies dans cette partie. Ces conditions sont de deux types : Les premières définissent la possibilité pour une phase  $j$  de suivre une phase  $i$  ; Les secondes assurent le respect des durées de vert minimum, de rouge barrage et de rouge maximum. L'ensemble des phases  $j$  respectant toutes ces conditions forme alors l'ensemble des phases suivantes possibles pour la phase  $i$ .

### 4.4.2 Modélisation des transitions autorisées

Un contrôleur peut être modélisé comme une machine à états finis. Représentons le fonctionnement du contrôleur par un graphe où chaque sommet représente une phase et les arcs orientés, le passage possible d'une phase à une autre.

Quelque soit la phase dans laquelle on se place, il doit être possible d'atteindre n'importe quelle autre phase. Ce graphe doit donc être fortement connexe de part sa conception (quelque soit la paire de sommets considérée il existe au moins un chemin permettant de joindre ces sommets).

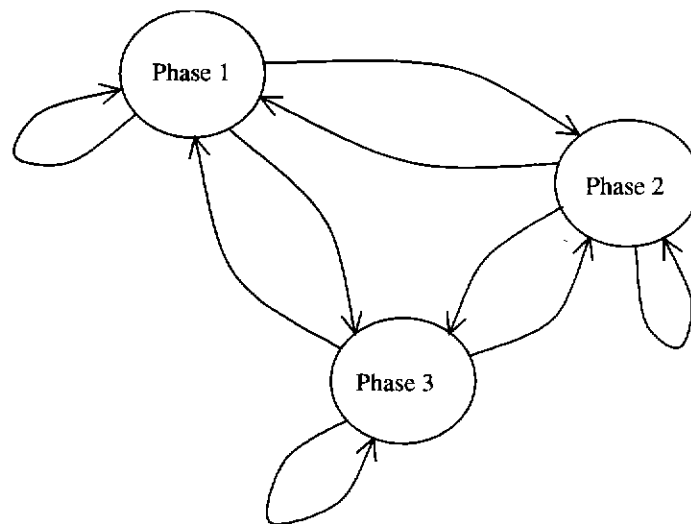


Figure IV.8 : Graphe des transitions entre phases

Afin de modéliser ce graphe de transition on utilise une matrice  $Perm_{i,j}$  telle que :

$Perm_{i,j} = 1$  si la transition de la phase  $i$  vers la phase  $j$  est autorisée

$Perm_{i,j} = 0$  sinon

#### 4.4.3 Prise en compte des contraintes

##### 4.4.3.1 Respect des durées de vert minimales

Afin de respecter les durées de vert minimales à accorder à chaque feu décrites au Chapitre I-§2.5.1. On n'autorise la commutation d'une phase  $i$  vers une phase  $j$  que lorsque les durées de vert minimales des feux à la phase  $i$  mais pas à la phase  $j$  sont écoulées. La commutation de la phase  $i$  vers la phase  $j$  est autorisée à l'instant  $k$  si :

$$\forall (f \mid (f \in \varphi_i), (f \notin \varphi_j)) ; t_{vert_f}(t) \geq \underline{t}_{vert_f} \quad (IV.13)$$

avec  $\underline{t}_{vert_f}$  la durée de vert minimale à accorder au feu  $f$ .

##### 4.4.3.2 Propagation des contraintes de service

###### 4.4.3.2.1 Introduction

La traitement des contraintes de temps de service présentées au Chapitre I-§2.5.3 demande de considérer, à chaque instant  $k$ , les durées de rouge  $trouge_f(k)$  de chaque feu  $f$ . Les durées de rouge suivent l'équation d'évolution suivante :

$$\begin{aligned} trouge_f(k+1) &= trouge_f(k) + T && \text{si le feu } f \text{ est rouge} \\ &0 && \text{sinon} \end{aligned} \quad (IV.14)$$

A tout instant  $k$  la durée de rouge de chaque feu doit être inférieure à sa durée maximale  $\overline{trouge_f}$  :

$$\forall(f, k) ; trouge_f(k) \leq \overline{trouge_f} \quad (IV.15)$$

Imposer des contraintes sur les temps de rouge maximaux revient à imposer certaines conditions sur les chemins possibles du graphe. En effet, si l'équation (IV.15) doit être respectée à l'instant  $k$  il doit aussi exister au moins un chemin qui permette de parcourir par la suite l'ensemble des phases en respectant aussi cette condition.

Afin d'éviter l'exploration inutile de l'arbre de recherche conduisant à des branches ne pouvant plus respecter ces contraintes, celles-ci doivent être propagées à l'instant de décision de changement de phase.

#### 4.4.3.2.2 Cas d'un changement de phase

En arrivant dans une phase quelconque, il existe au moins un chemin de durée minimale pour servir tous les feux n'appartenant pas à cette phase. Pour pouvoir entrer dans cette phase, il faut donc que les compteurs de rouge des feux qui ne sont pas au vert soient au moins inférieurs de cette durée à leurs valeurs maximales sinon les contraintes sur les durées de rouge maximales ne pourrait plus être respectées par la suite.

La recherche des circuits préhamiltoniens (passant au moins une fois par chaque sommet) sur le graphe des transitions permet d'effectuer le calcul des durées minimales à partir de l'instant d'entrée dans une phase avant le service d'un feu.

#### Exemple :

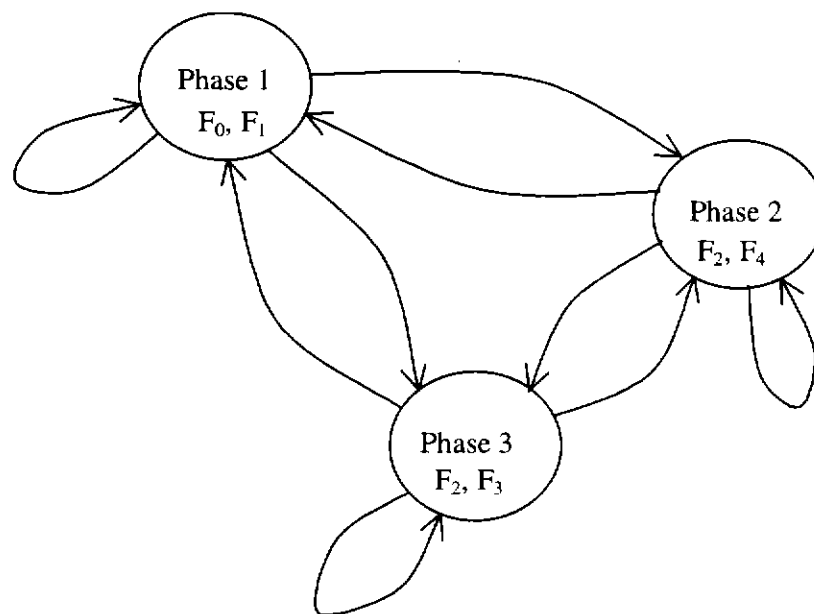


Figure IV.9 : Exemple d'application

Sur ce graphe il existe deux circuits possibles permettant de couvrir l'ensemble des feux :

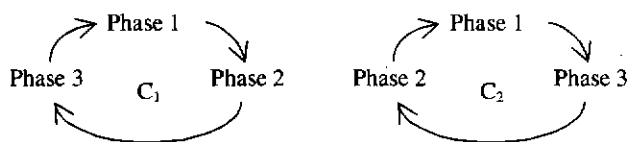


Figure IV.10 : Circuits possibles

En rentrant dans une phase, il faut attendre l'écoulement de la durée d'orange et des rouges barrages avant que cette phase soit active. Il faudra ensuite attendre l'écoulement des durées de vert minimum des feux n'appartenant pas à la phase suivante pour être autorisé à passer à la phase suivante.

Sur l'exemple de la figure IV.9, la durée minimale de chaque phase est de 6 secondes. Pour simplifier, les sommes des durées d'orange et de rouge barrages sont toutes supposées égales à 5 secondes. Nous allons détailler les conditions qui permettent d'entrer en phase 1.

En entrant en phase 1 il faut attendre 5 secondes pour servir les feux  $F_0$  et  $F_1$ , et 11 secondes avant de pouvoir commuter vers une autre phase. En suivant le circuit  $C_1$  il faudra 16 secondes pour servir les feux  $F_2$  et  $F_4$  et 27 secondes pour servir le feu  $F_3$ . En suivant le circuit  $C_2$  il faudra 16 secondes pour servir les feux  $F_2$  et  $F_3$  et 27 secondes pour servir le feu  $F_4$ . Pour assurer la possibilité du respect ultérieur des contraintes de rouge, il suffit donc pour pouvoir commuter vers la phase 1 à l'instant  $k$  de respecter au moins l'un des deux ensembles d'inégalités suivants :

$$\left\{ \begin{array}{l} \overline{trouge_0}(k) \leq \overline{trouge_0} - 5 \\ \overline{trouge_1}(k) \leq \overline{trouge_1} - 5 \\ \overline{trouge_2}(k) \leq \overline{trouge_2} - 16 \\ \overline{trouge_3}(k) \leq \overline{trouge_3} - 27 \\ \overline{trouge_4}(k) \leq \overline{trouge_4} - 16 \end{array} \right. \quad \text{ou} \quad \left\{ \begin{array}{l} \overline{trouge_0}(k) \leq \overline{trouge_0} - 5 \\ \overline{trouge_1}(k) \leq \overline{trouge_1} - 5 \\ \overline{trouge_2}(k) \leq \overline{trouge_2} - 16 \\ \overline{trouge_3}(k) \leq \overline{trouge_3} - 16 \\ \overline{trouge_4}(k) \leq \overline{trouge_4} - 27 \end{array} \right.$$

La partie droite de ces inégalités est calculée hors ligne sous forme d'un vecteur pour chaque ensemble. Le nombre de ces vecteurs ainsi que les vecteurs eux mêmes sont des entrées du modèle. Si la procédure de choix du phasage optimal était utilisée en ligne, ces vecteurs devraient eux aussi être calculés en ligne.

#### 4.4.3.2.3 Cas de maintien de la phase

Il s'agit de savoir à l'instant  $k$ , si on est autorisé à rester une période de plus dans une phase  $i$  active. On calcule, pour chaque phase  $j$  vers laquelle la commutation est autorisée ( $Perm_{i,j}=1$ ), la durée minimale ( $d_{min_{i,j}}$ ) à attendre avant d'être autorisé à commuter vers cette phase. Cette durée est calculée en faisant l'hypothèse que le contrôleur est resté une période de plus dans la phase  $i$ . Elle est donnée par la plus forte

durée de vert minimum qui restera à écouler, une période plus tard, pour les feux au vert sur la phase  $i$  et qui seront au rouge sur la phase  $j$  soit :

$$d_{min,i,j} = \max \left( \max_{f \in \{\varphi_i, \varphi_j\}} (t_{vert_f} - (t_{vert_f}(k) + T)) ; 0 \right) \quad (IV.16)$$

Avant de pouvoir commuter vers la phase  $j$ , les feux au rouge sur la phase  $i$  verront leur durée de rouge augmenter de  $T + d_{min,i,j}$ . Cette durée est alors ajoutée aux compteurs de rouge des feux au rouge et on vérifie si l'un au moins des ensembles d'inégalités permettant l'entrée en phase  $j$  est respecté. Si on trouve au moins une phase  $j$  vers laquelle il sera possible de commuter, on peut alors rester en phase  $i$  une période de plus.

## 5 PROBLEME D'OPTIMISATION RESOLU

### 5.1 Critère

Le problème consiste à minimiser le critère de l'équation (IV.10).

### 5.2 Équation d'état

$N_{i,j,l}(k)$  est donné par :

$$N_{i,j,l}(k+1) = N_{i,j,l}(k) + N_{i,j,l}^+[k, k+1] - D_{i,j,l}[k, k+1] \quad (IV.17)$$

Avec :

- $N_{i,j,l}^+[k, k+1]$  de (III.58) où les  $A_l[k, k+1]$  ont été préalablement déterminés par le filtrage et la modélisation associée (Cf. Chapitre III-§Chapitre III4)
- $D_{i,j,l}[k, k+1]$  dont le calcul est présenté au Chapitre III-§5.6. Ce calcul fait intervenir les débits autorisés par le feu cf. équation (III.30), les blocages entre voies adjacentes (calculs du Chapitre III-§5.5.6) et les débits maximaux admissibles en entrée des chaînons en aval. Ces derniers sont donnés par l'équation (III.33) où les places libres  $PL_l(k)$  suivent l'équation (III.34) ; Les libérations de places étant préalablement reçues du carrefour aval et les occupations étant calculées par :

$$Occ_i[k-1, k] = \sum_i \sum_j D_{i,j,l}[k-1, k] \quad (IV.18)$$

### 5.3 Contraintes

Les contraintes temporelles sur les feux sont données par les équations (IV.13) et (IV.15) où les temps sont déterminés par l'équation (IV.14) pour le temps de rouge et une équation similaire pour le temps de vert.

Les contraintes d'enchaînement des phases sont fixées par la matrice des permutations autorisées du Chapitre IV-§4.4.2.

## 5.4 Variables d'optimisation

Les variables d'optimisation sont, le long de l'horizon, les phases successives appliquées au système. Cette séquence de phases définit la couleur des feux à chaque instant.

## 6 PERFORMANCES DE L'OPTIMISATION

Les performances de l'algorithme d'optimisation sont étudiées en terme de nombre de nœuds explorés. Les résultats présentés dans le tableau IV.7 ont été obtenus pour le carrefour et les demandes présentés au Chapitre V-§2.1 et ce dans le cas d'utilisation du phasage synchrone (optimal pour les demandes). Sur ce tableau, sont présentés :

- Le nombre de nœuds total correspondant à la moyenne du nombre de nœuds total de l'arbre de recherche, effectuée sur 24 périodes d'échantillonnage (le nombre de nœuds total variant avec les valeurs initiales des compteurs de vert et de rouge).
- Le nombre moyen de nœuds sur une heure de simulation (soit 720 périodes) et le nombre maximal de nœuds explorés sur une période par l'algorithme de recherche lorsque la valeur du critère est initialisée à l'aide de l'ancienne commande.
- Le nombre moyen de nœuds sur une heure de simulation et le nombre maximal de nœuds explorés sur une période par l'algorithme de recherche lorsque la valeur du critère n'est pas initialisée à l'aide de l'ancienne commande.

		Nombre de nœuds total	Nombre moyen de nœuds explorés		Nombre maximal de nœuds explorés	
			critère initialisé	Critère non initialisé	critère initialisé	Critère non initialisé
demande	Très faible	133 544	35.5	114.7	487	624
	Faible	133 544	88.2	213.6	487	580
	Moyenne	133 544	147.8	458.2	722	1 767
	Forte	133 544	451.8	1 669.8	4 815	10 610

Tableau IV.7 : Performances du phasage synchrone

Les résultats présentés sur le tableau IV.7 montrent que :

- Le nombre de nœuds explorés augmente avec la demande
- Lorsque la valeur du critère est initialisée à l'aide de l'ancienne commande, moins de 0,3% du nombre de nœuds total de l'arbre est exploré en moyenne. Le

pire cas apparaît pour la demande forte où lors d'une période 4815 nœuds ont été explorés (soit 3,6% du nombre de nœuds total).

- Lorsque la valeur du critère n'est pas initialisée à l'aide de l'ancienne commande, moins de 1,3% du nombre de nœuds total de l'arbre est exploré en moyenne. Le pire cas apparaît pour la demande forte où lors d'une période 10610 nœuds ont été explorés (soit 7,9% du nombre de nœuds total).
- Le nombre de nœuds moyen exploré est réduit de 59 à 73% par l'utilisation de l'ancienne commande.

A titre indicatif, le temps de traitement d'un nœud est de 3,80µs sur un processeur Pentium II cadencé à 233Mhz. Sur ce processeur le nombre de nœuds maximum pouvant être explorés en 5 secondes est de 131 700, ce qui est bien au delà du nombre maximal de nœuds explorés.

Afin de confirmer l'intérêt de l'utilisation d'un phasage optimal plutôt qu'une limitation du nombre de nœuds maximal pouvant être exploré, les performances, en terme de nombre de nœuds et de temps de parcours moyen, obtenues pour une demande forte et pour des configurations utilisant le phasage complet (équivalent à une commande par ligne de feu) sont comparées à celles du phasage synchrone dans le tableau IV.8. La configuration 2 du phasage complet correspond à une interruption de l'algorithme de recherche à 4815 nœuds maximum (ce qui correspond au nombre de nœuds maximum exploré par le phasage synchrone) ; Le configuration 1 ne comprend pas cette limitation.

		Nombre de nœuds total	Nombre de nœuds moyen explorés	Nombre de nœuds maximal explorés	Temps de parcours moyen par véhicules
Phasage	Complet Config. 1	15 435 968	4 316.4	89 705	67,07 s (±1,00)
	Complet Config. 2	15 435 968	3 494.7	4 815	83,24 s (±2,98)
	synchrone	133 544	451.8	4 815	68,39 s (±1,00)

Tableau IV.8 : Performances du phasage complet

On constate que l'utilisation du phasage optimal (phasage synchrone) réduit considérablement l'espace total de recherche ainsi que le nombre de nœuds moyen et maximum explorés sans introduire d'augmentation significative des temps de parcours. Tandis que si pour le phasage complet on limite l'exploration de l'arbre au nombre de nœuds maximum exploré par le phasage synchrone, on observe une dégradation importante des performances de la commande. Il est possible que cette dégradation, due à l'interruption de la recherche, pourrait être diminuée si la descente dans l'arbre de recherche était guidée par l'ancienne commande.

A noter que sur ce carrefour le temps de recherche du phasage optimal est de 4,74ms ce qui correspond au temps d'évaluation de 1247 nœuds. Sur ce carrefour et pour cette demande, même si la procédure de recherche du phasage optimal était lancée à chaque

période d'échantillonnage, le gain moyen de temps de calcul serait de 9,9ms (soit une réduction de 61% du temps de calcul moyen du phasage complet) et le gain maximal de 0,32 secondes (soit une réduction de 93% du temps de calcul maximum du phasage complet).

Remarques :

- Il n'est bien sûr pas nécessaire d'utiliser le phasage synchrone sur ce carrefour puisque la commande par ligne de feu est déjà possible en temps réel.
- Lors de l'utilisation du phasage complet seule une petite partie de l'espace de recherche est effectivement exploré (0,03% en moyenne et 0,58% au maximum). Cette proportion est encore plus faible que lors de l'utilisation de phasage synchrone.

## 7 CONCLUSION

Dans ce chapitre, une méthode de réduction de l'espace de recherche limitant la perte d'optimalité a été proposée et validée. Cette méthode [MAG 00b] proposant un ou des phasages optimaux peut aussi bien s'appliquer lors de recherche de plans de feux fixes que lors d'une commande temps réel. L'utilisation qui en a été faite est une utilisation hors ligne, son utilisation en ligne est une des perspectives intéressantes de cette thèse.

Le critère temps perdu total utilisé par PRODYN a été modifié de manière à prendre en compte les véhicules prioritaires, pouvoir privilégier certains axes de circulation et renforcer la coordination en régime saturé. Les simulations validant ces modifications sont présentées dans le Chapitre V.

Enfin un algorithme d'optimisation a été développé. Cet algorithme n'est pas une heuristique ; Il trouve toujours une des solutions optimales. Il n'explore qu'une petite partie de l'espace de recherche (moins de 3,6% pour 3 phases et moins de 0,58% pour 5 phases) et permet de traiter en temps réel des carrefours possédant un phasage plus complexe que ce que peut traiter PRODYN et cela malgré l'accroissement de la complexité du modèle. Son interruptibilité garanti une commande à tout instant. Cet algorithme devrait trouver d'autres applications que celles au trafic notamment pour des systèmes devant effectuer périodiquement une optimisation pour remettre à jour une commande précédemment calculée. Une amélioration de l'algorithme consisterait à énumérer les phases en choisissant en priorité la phase identique à l'ancienne commande optimale. Cependant les performances en temps de calcul de l'algorithme de recherche se sont déjà avérées largement suffisantes pour effectuer une commande temps réel. Il est malgré tout intéressant de considérer cette possibilité dans le cas d'application à des modèles plus complexes.



# Chapitre V ÉVALUATION DES PERFORMANCES

## 1 L'ANALYSE EN SIMULATION

### 1.1 Le simulateur utilisé

Les performances de la méthode de commande proposée sont évaluées en simulation à l'aide du simulateur microscopique de trafic SITRA-B+ [COR 77b] [POM 92]. Ce simulateur modélisant le comportement individuel de chaque véhicule est utilisé notamment pour valider les stratégies de commande de feux et les stratégies de guidage [GAB 98]. Il peut prendre en compte différents types de véhicules (véhicule particulier, bus, camions...) et modélise aussi les écarts de comportement (vitesse libre individuelle, connaissance du réseau...). La loi de poursuite entre véhicules utilisée par SITRA-B+ a été rendue compatible avec le modèle macroscopique, ce qui permet une utilisation conjointe avec un simulateur macroscopique [MAG 00a].

### 1.2 L'analyse des résultats de simulation

Le logiciel SITRA-B+ fournit en fin de simulation des indications globales sur les temps de parcours, les temps et nombres d'arrêts... Ces données sont fournies par tranche de temps, pour tous les véhicules sortis du réseau durant cette tranche de temps. Cependant la date de sortie d'un véhicule varie en fonction de la commande appliquée, tandis que les dates d'entrée des véhicules ne changent d'une simulation à l'autre que si le générateur aléatoire est paramétré différemment. Pour comparer deux stratégies il vaut donc mieux disposer des renseignements précédents pour tous les véhicules entrés dans le réseau pendant chaque tranche de temps. D'autre part (cf. Annexe C), il peut être intéressant de stratifier les résultats par tranche de temps (stratification temporelle) et/ou par route empruntée (stratification spatiale). Ainsi les indications globales fournies par SITRA-B+ ne sont pas utilisées mais les statistiques sont recalculées en fin de simulation à partir d'un fichier de SITRA-B+ qui fournit pour chaque véhicule notamment les informations suivantes : Le type de véhicule, sa date d'entrée, son origine, sa destination, la route empruntée, sa vitesse moyenne, son temps de parcours, ses nombres et temps d'arrêt. A partir de ces données on peut faire une analyse complète, par exemple on peut examiner le temps de parcours moyen par véhicule et par tranche de temps. C'est l'objet du programme présenté en Annexe C. Ce programme

calcule, de différentes manières, les statistiques sur le temps de parcours, la vitesse moyenne, le nombre d'arrêt, le temps d'arrêt et la distance parcourue :

- Des statistiques globales sans stratification sur l'ensemble des véhicules.
- Des résultats stratifiés par route, donnant les résultats relatifs à chaque route ainsi que les statistiques globales cumulées sur l'ensemble des routes.
- Des résultats stratifiés par tranche de temps, donnant les résultats relatifs à chaque tranche de temps ainsi que les statistiques globales cumulées sur l'ensemble des tranches de temps.
- Des résultats stratifiés par route et par tranche de temps.

## 2 MODELISATION DES INCERTITUDES

### 2.1 Scénarios

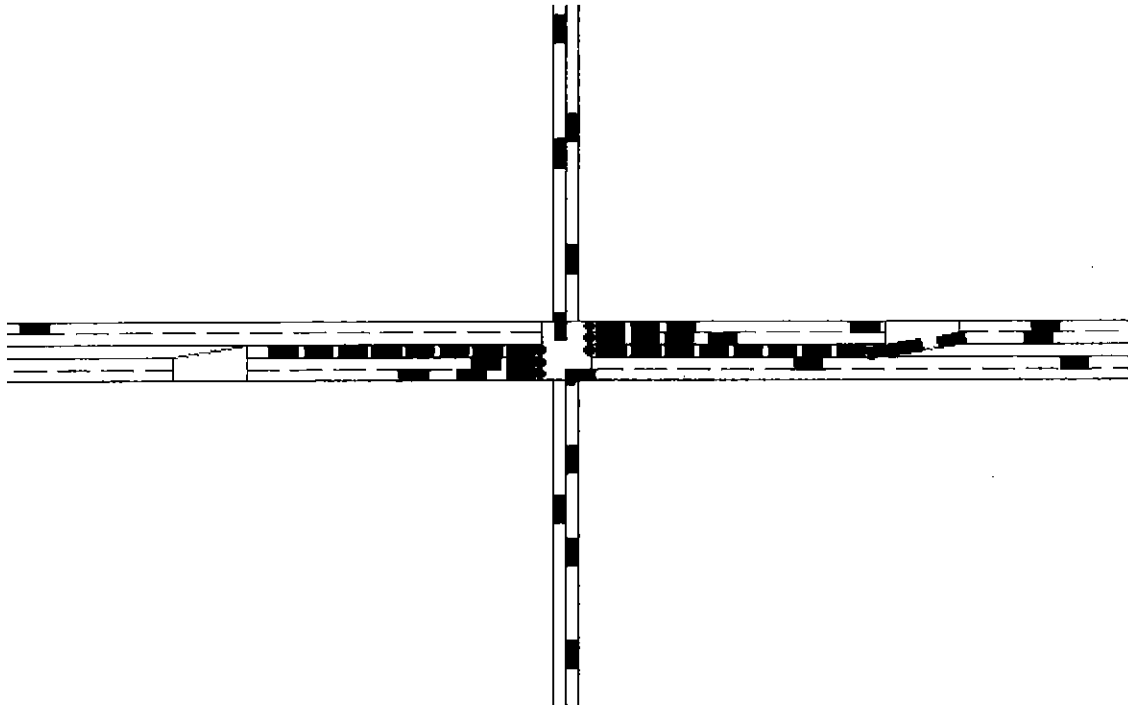


Figure V.1 : Carrefour test

Les résultats relatifs à la prise en compte des incertitudes d'itinéraires et de vitesse sont présentés dans cette partie. Afin de valider l'aptitude du modèle à prendre en compte les incertitudes, on utilise le carrefour isolé de la figure V.1. Toutes les voies d'entrée ont une longueur de 400m et celles de sorties une longueur de 100m. Les capteurs éloignés sont situés à 306m de la ligne de feu. Cette distance importante a été choisie pour compenser l'absence de prévision des arrivées par d'autres carrefours en amont. Les capteurs proches sont situés à 56m pour les voies sans élargissement et en

entrée des voies avec élargissements (soit 47m). La vitesse libre est de 50 km/h et le débit de saturation par voie de 1440 véhicules par heure.

Pour simuler différentes conditions de trafic, différentes demandes ont été générées sur ce carrefour :

- Une demande moyenne présentée sur la figure V.2 et utilisée comme référence pour la génération des autres demandes.
- Une demande très faible en appliquant à chaque débit de la demande moyenne un coefficient de 0,1.
- Une demande faible en appliquant à chaque débit de la demande moyenne un coefficient de 0,3.
- Une demande forte en appliquant à chaque débit de la demande moyenne un coefficient de 1,5.

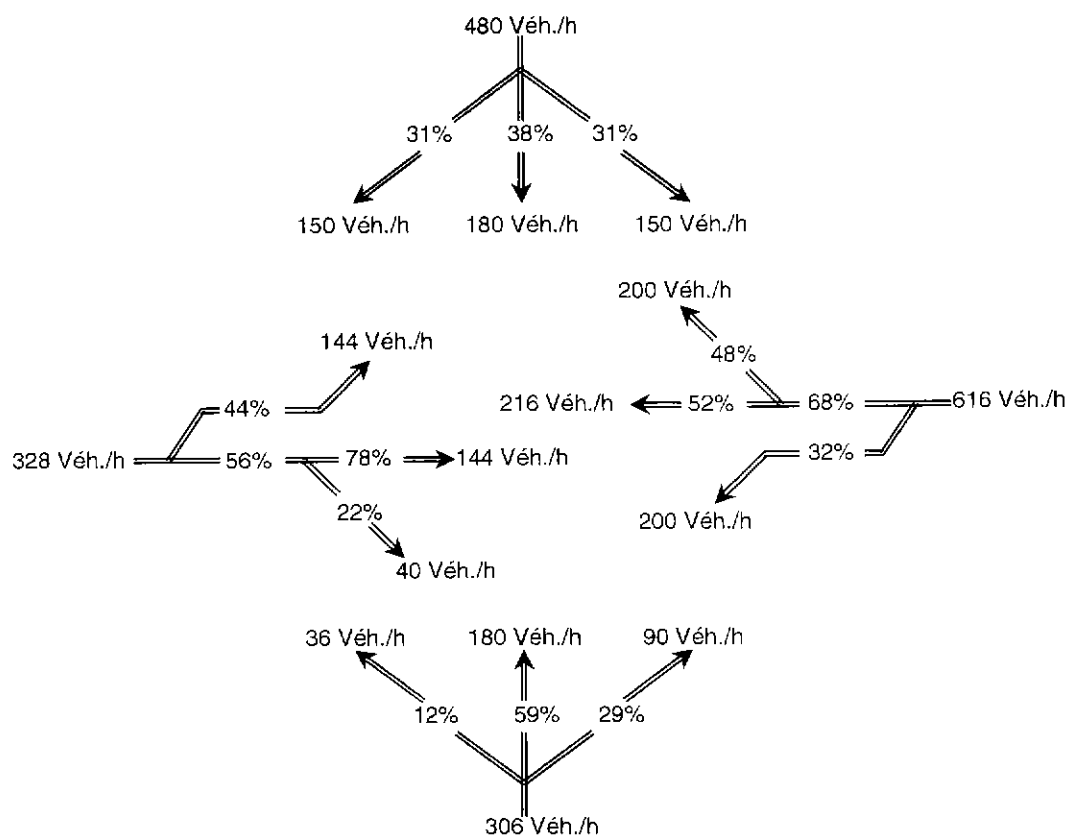


Figure V.2 : Description de la demande moyenne

Sur ce carrefour l'ensemble de toutes les phases est donné par la figure V.3 :

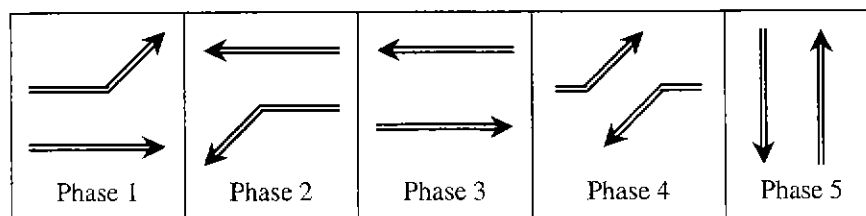


Figure V.3 : Ensemble des phases possibles

Différents phasages sont utilisés pour la commande de l'intersection :

- Le phasage complet (phases 1, 2, 3, 4 et 5).
- Le phasage commandant simultanément tout droit et tourne à gauche (phases 1, 2 et 5) ; ce phasage synchrone est un des phasage proposé par l'algorithme de recherche des phasages optimaux.
- Le phasage non synchrone (phases 3, 4 et 5).

En fonction du phasage utilisé ainsi qu'en fonction de l'utilisation ou non du filtrage par les boucles proches décrit au Chapitre III-§4.5.2, on définit les différentes configurations de commande qui sont mises en œuvre :

- Les configurations nsf et ns sont relatives à l'utilisation du phasage non synchrone respectivement avec et sans filtrage.
- Les configurations sf et s sont relatives à l'utilisation du phasage synchrone respectivement avec et sans filtrage.
- Les configurations cf et c sont relatives à l'utilisation du phasage complet respectivement avec et sans filtrage.

## 2.2 Incertitudes d'itinéraires

### 2.2.1 Résultats

Le tableau V.1 et la figure V.5 donnent les temps de parcours moyens observés sur une heure de simulation du carrefour pour les différentes configuration de commande et ce dans le cas où les pourcentages directionnels entre les tout droit et tournes à gauche ont été réglés correctement (cf. figure V.4).

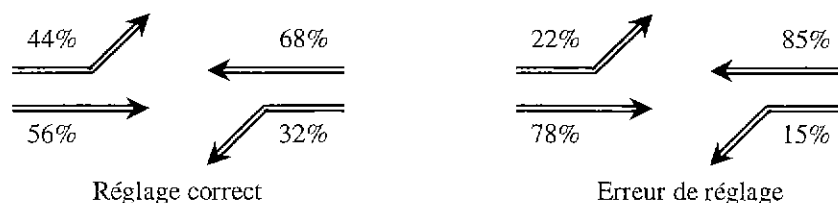


Figure V.4 : Pourcentages directionnels entre les tout droit et tournes à gauche

		Demande			
		Très Faible (158 veh/h)	Faible (525 veh/h)	Moyenne (1707 veh/h)	Forte (2540 veh/h)
Configuration de commande	nsf	43,18 ±1,12	48,19 ±0,76	57,62 ±0,70	89,84 ±2,76
	ns	43,31 ±1,20	49,08 ±0,85	59,35 ±0,73	92,48 ±2,71
	sf	40,39 ±0,96	46,87 ±0,82	57,07 ±0,64	68,39 ±1,00
	s	40,85 ±1,00	47,20 ±0,91	57,41 ±0,64	78,08 ±1,79
	cf	40,18 ±0,93	46,46 ±0,75	56,49 ±0,65	67,07 ±1,00
	c	40,47 ±0,93	46,88 ±0,92	58,93 ±0,89	80,93 ±2,33

Tableau V.1 : Temps de parcours moyens pour un réglage optimal (en secondes) - phasages non synchrone (ns), synchrone (s) et complet(c) - filtrage (f).

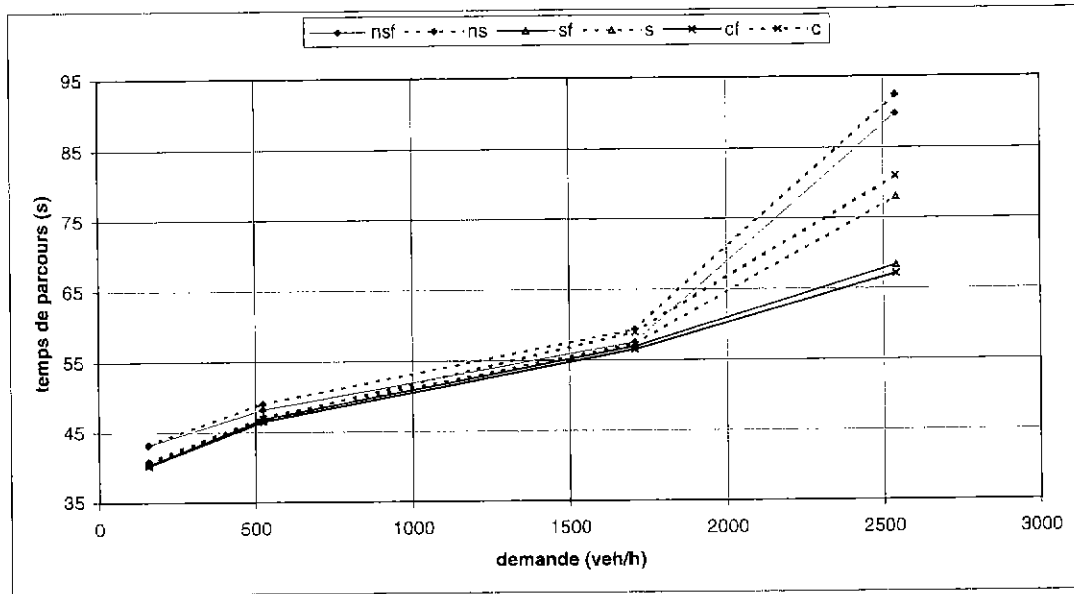


Figure V.5 : Temps de parcours moyen pour un réglage optimal - phasages non synchrone (ns), synchrone (s) et complet(c) - filtrage (f)

Le tableau V.2 et la figure V.6 donnent les temps de parcours moyens observés sur une heure de simulation du carrefour pour les différentes configurations de commande et ce dans le cas d'une erreur sur les pourcentages directionnels entre les tout droit et tournes à gauche (cf. figure V.4). Les divergences des estimations des queues, indiquées en gras, correspondent à des sous-estimations sur les tournes à gauche.

		Demande			
		Très Faible (158 veh/h)	Faible (525 veh/h)	Moyenne (1707 veh/h)	Forte (2540 veh/h)
Configuration de commande	nsf'	43,29 ±1,16	48,15 ±0,77	57,85 ±0,76	127,95 ±5,40
	ns'	45,13 ±1,75	49,52 ±1,08	<b>125,52 ±8,23</b>	<b>152,86 ±8,08</b>
	sf'	40,26 ±0,94	47,90 ±1,08	58,23 ±0,87	72,42 ±1,35
	s'	40,82 ±0,98	47,25 ±0,98	58,17 ±0,69	78,00 ±1,69
	cf'	39,71 ±0,82	46,61 ±0,87	56,53 ±0,66	83,77 ±3,81
	c'	40,53 ±1,07	47,00 ±0,98	58,65 ±0,81	<b>139,31 ±7,11</b>

Tableau V.2 : Temps de parcours moyen en cas d'erreur sur les pourcentages directionnels, en gras : divergence des estimateur de queue - phasages non synchrone (ns), synchrone (s) et complet(c) - filtrage (f)

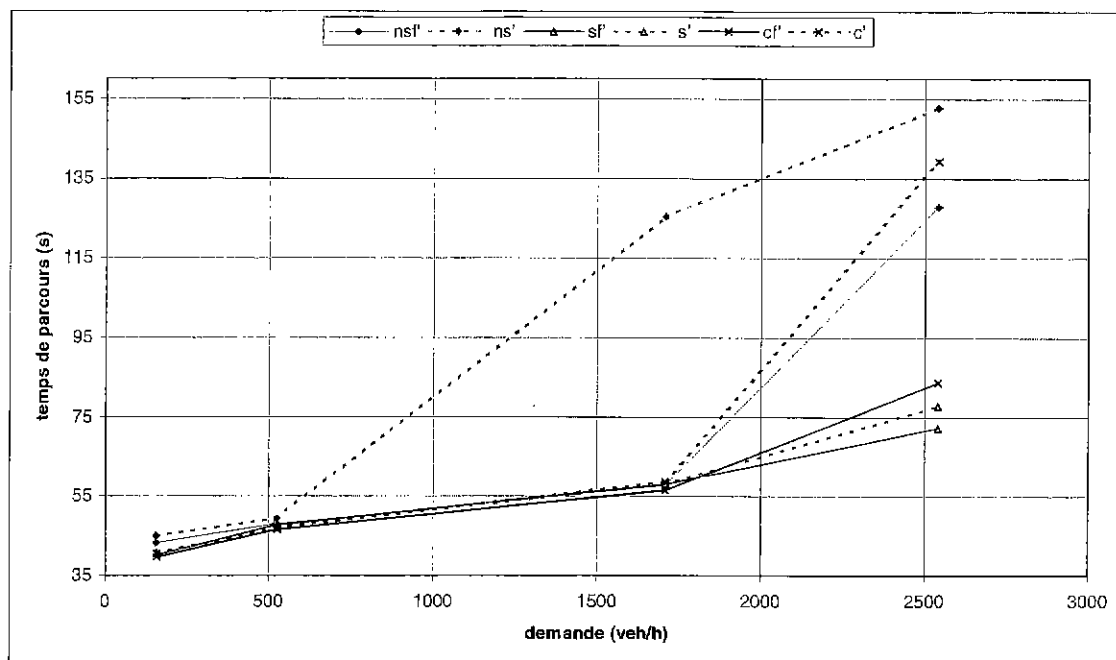


Figure V.6 : Temps de parcours moyen en cas d'erreur sur les pourcentages directionnels - phasages non synchrones (ns), synchrones (s) et complet(c) - filtrage (f)

## 2.2.2 Commentaires

Le phasage non synchrones n'est pas intéressant quelque soit le scénario envisagé. De plus lorsque les pourcentages directionnels sont bien calibrés, il n'existe pas de différence significative entre l'utilisation du phasage synchrones (optimal) et l'utilisation du phasage complet (équivalent à une commande par feux). Ce point confirme le choix d'un phasage optimal.

Lorsque les pourcentages directionnels sont parfaitement connus le filtrage n'apporte de gain significatif qu'uniquement dans le cas d'une demande forte (cf. figure V.5). En effet pour les autres demandes, d'une part, il est souvent possible d'accorder le vert à un véhicule sans le faire attendre plus d'une période d'échantillonnage, et d'autre part, les capteurs proches étant situés à une distance de la ligne de feu inférieure à celle pouvant être parcourue par un véhicule à vitesse libre pendant une période d'échantillonnage, la décision d'accorder le vert au tout droit ou au tourne à gauche est prise avant que l'incertitude sur l'itinéraire puisse être levée. Ceci n'est plus vrai pour une demande forte où les véhicules sont arrêtés. Cependant si la levée de l'incertitude ne permet pas l'amélioration de la commande en fluide (conséquence d'une faible distance entre les lignes de feu et les boucles proches), celle-ci permet d'améliorer la qualité de la prédiction des arrivées futures d'éventuels carrefours en aval.

Pour le phasage non synchrones et le phasage complet, l'erreur sur les pourcentages directionnels peut entraîner une divergence des estimateurs des queues verticales. L'utilisation du filtrage permet d'éviter cette divergence.

En étudiant les performances de chaque phasage (figures V.7, V.8 et V.9), on constate que le phasage synchrone est le moins sensible aux incertitudes sur les itinéraires. Le phasage non synchrone est le phasage le plus sensible à ces incertitudes. Cela provient du fait que le phasage synchrone dispose d'une phase permettant d'accorder le vert à un véhicule quelque soit sa destination, tandis que pour le phasage non synchrone un choix doit être fait entre la mise au vert du tout droit et celle du tourne à gauche. Par l'utilisation possible d'une commande séparée du tout droit et du tourne à gauche, le phasage complet est lui aussi plus sensible aux incertitudes d'itinéraire que le phasage synchrone.

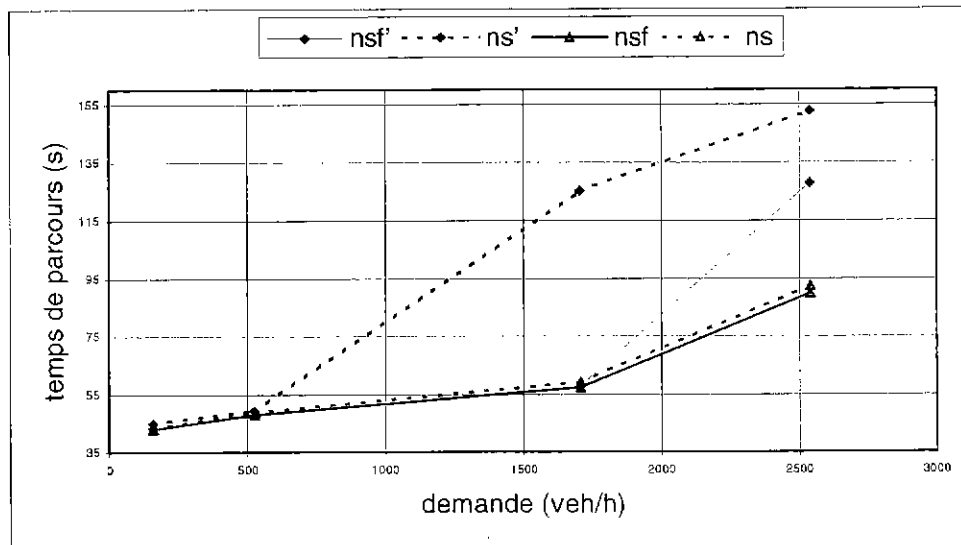


Figure V.7 : Temps de parcours pour le phasage non synchrone - filtrage (f) - erreur sur les % directionnels (')

Lorsque le phasage non synchrone est utilisé (figure V.7), on constate que l'utilisation du filtrage permet de compenser la dégradation due à une mauvaise estimation des pourcentages directionnels. Cette compensation est complète pour une demande moyenne. Elle n'est que partielle pour une demande forte car le filtrage ne peut être actif que lorsque la queue est située en aval de la boucle proche.

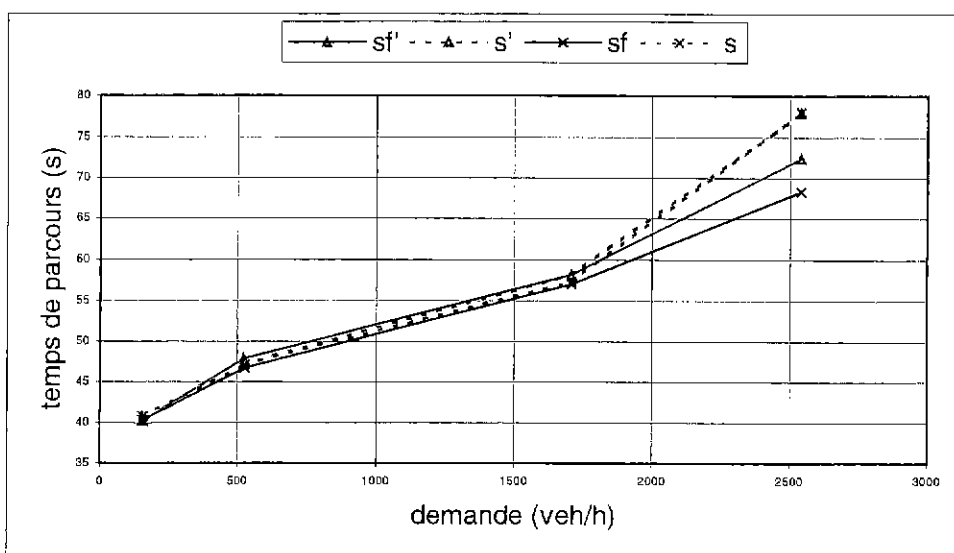


Figure V.8 : Temps de parcours pour le phasage synchrone - filtrage (f) - erreur sur les % directionnels (°)

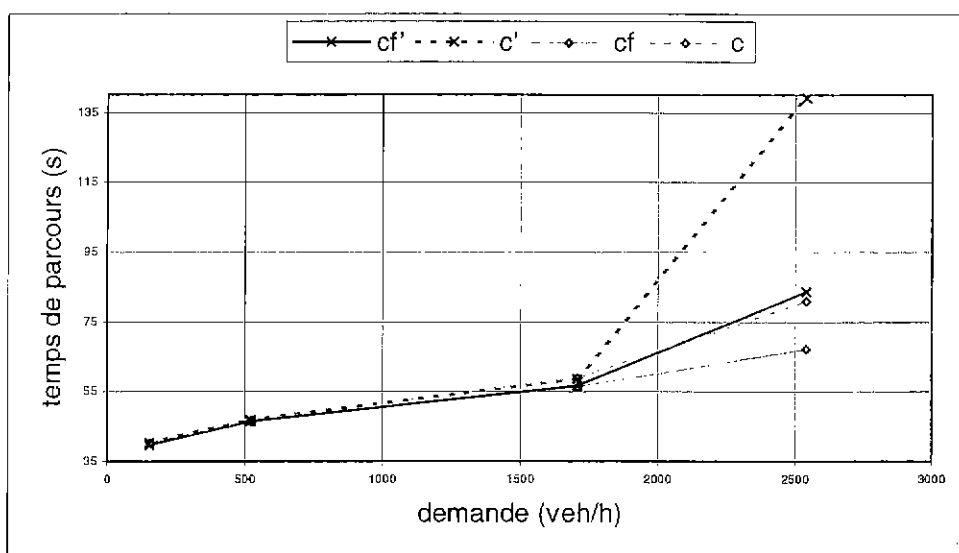


Figure V.9 : Temps de parcours pour le phasage complet - filtrage (f) - erreur sur les % directionnels (°)

Lorsque le phasage synchrone ou le phasage complet est utilisé (figures V.8 et V.9), on constate que l'utilisation du filtrage permet en demande forte de compenser en partie la dégradation due à une mauvaise estimation des pourcentages directionnels.



## 2.3 Incertitudes de vitesse

### 2.3.1 Résultats

Les résultats présentés ci-dessous concernent le carrefour de la figure V.1 où la vitesse libre sur les voies a été imposée à 40 km/heure sur le simulateur afin de simuler un biais sur le réglage de la vitesse libre. Les résultats obtenus pour le phasage complet sont présentés sur le tableau V.3, ceux relatifs au phasage synchrone sont présentés sur le tableau V.4 et enfin ceux du phasage non synchrone sont présentés sur le tableau V.5 (ce phasage non optimal n'a pas été testé pour une demande forte). Pour chacun des phasages il a été testé plusieurs réglages de la dispersion de vitesse ( $dV = V_{max} - V_{min}$ ) : 10, 15, 20 et 30 km/heure autour de la vitesse libre (50 km/h). Il a été également testé une absence de prise en compte de la dispersion de vitesse. Celle-ci inhibe le filtrage. Enfin la ligne notée « ref » présente les résultats pour un réglage optimal des paramètres (vitesse libre à 40 km/heure avec une dispersion de 10 km/heure).

		Demande								
		dV (km/h)	Très Faible (158 veh/h)		Faible (525 veh/h)		Moyenne (1707 veh/h)		Forte (2540 veh/h)	
Non filtré	0		58,95	±3,88	62,30	±1,57	70,81	±1,13	85,58	±1,82
	10		50,79	±1,66	58,54	±1,31	67,70	±0,84	86,15	±1,77
	15		49,46	±1,01	56,13	±0,99	66,39	±0,73	86,63	±1,60
	20		50,92	±1,15	57,61	±0,91	67,04	±0,84	90,67	±2,53
	30		53,14	±1,32	60,98	±0,90	68,24	±0,68	92,73	±2,62
filtré	10		51,80	±1,90	59,31	±1,37	66,26	±0,77	88,93	±2,05
	15		50,14	±1,92	56,50	±0,88	65,04	±0,70	76,34	±1,04
	20		50,06	±1,08	56,73	±0,81	65,24	±0,65	76,54	±0,96
	30		51,02	±1,17	57,93	±0,80	65,05	±0,58	77,74	±1,06
ref	10		49,22	±0,93	55,50	±0,80	65,53	±0,65	76,11	±1,00

Tableau V.3 : Temps de parcours moyen pour un phasage complet (en secondes) –  
dV : vitesse maximale - vitesse minimale

		Demande								
		dV (km/h)	Très Faible (158 veh/h)		Faible (525 veh/h)		Moyenne (1707 veh/h)		Forte (2540 veh/h)	
Non filtré	0		59,51	±4,10	61,65	±1,52	69,12	±0,87	92,85	±2,56
	10		51,08	±1,67	59,14	±1,37	68,19	±0,78	91,17	±2,51
	15		49,49	±1,05	57,70	±0,99	66,85	±0,69	91,56	±2,27
	20		50,76	±1,10	57,94	±0,90	67,08	±0,66	90,80	±2,21
	30		53,25	±1,33	61,01	±0,89	68,28	±0,61	98,18	±2,59
filtré	10		51,83	±1,86	58,40	±1,16	66,07	±0,72	78,09	±1,00
	15		49,34	±0,97	57,02	±0,93	66,40	±0,75	78,80	±1,10
	20		50,39	±1,09	56,99	±0,76	66,35	±0,73	79,13	±1,09
	30		51,47	±1,31	58,36	±0,79	65,95	±0,61	77,99	±0,85
ref	10		49,43	±0,96	55,91	±0,82	66,11	±0,64	77,43	±1,00

Tableau V.4 : Temps de parcours moyen pour un phasage synchrone (en secondes) –  
dV : vitesse maximale - vitesse minimale

		Demande						
		dV (km/h)	Très Faible (158 veh/h)		Faible (525 veh/h)		Moyenne (1707 veh/h)	
Non filtré	0		57,09	±2,42	61,92	±1,24	69,26	±0,84
	10		53,34	±1,72	60,88	±1,18	68,30	±0,80
	15		52,21	±1,27	59,48	±1,08	68,12	±0,80
	20		53,54	±1,38	58,83	±0,88	67,87	±0,73
	30		55,56	±1,53	61,84	±0,90	69,57	±0,76
filtré	10		53,13	±1,67	60,13	±1,12	66,93	±0,75
	15		52,20	±1,21	59,47	±1,06	66,76	±0,78
	20		52,66	±1,14	58,48	±0,73	67,41	±0,76
	30		53,21	±1,35	58,21	±0,79	66,74	±0,67
ref	10		52,22	±1,12	57,23	±0,76	66,66	±0,70

Tableau V.5 : Temps de parcours moyen pour un phasage non synchrone (en secondes) –  
dV : vitesse maximale - vitesse minimale

### 2.3.2 Commentaires

En analysant les performances relatives à chaque phasage pour la demande très faible (figure V.10), pour la demande faible (figure V.11) et la demande moyenne (figure V.12), on constate que :

- Les moins bonnes performances sont presque toujours obtenues si la dispersion des vitesses n'est pas prise en compte.
- Que le filtrage soit ou non utilisé, les meilleures performances sont obtenues pour un réglage de la dispersion de vitesse entre  $\pm 15$  et  $\pm 20$  km/h. Cela correspond à un réglage permettant de tenir à la fois compte du biais de réglage de 10 km/h de la vitesse libre ainsi que de la dispersion des vitesses autour de la vitesse libre (réglée à un maximum de  $\pm 10\%$  sur le simulateur).
- L'écart maximal de performance entre les différentes configurations d'un même phasage est d'autant plus important que la demande est faible (par exemple pour le phasage synchrone la différence entre la configuration optimale et celle ne tenant pas compte de la dispersion de vitesse est de 10,08 secondes pour une demande très faible, de 5,74 secondes pour une demande faible et de 3,01 secondes pour une demande moyenne). Cela s'explique par le fait que la précision sur la date d'arrivée en queue verticale d'un véhicule à moins d'importance lorsqu'il existe déjà une queue. En effet, dans ce cas, la commande de la voie n'est pas fonction uniquement de ce véhicule mais aussi des véhicules déjà en attente.

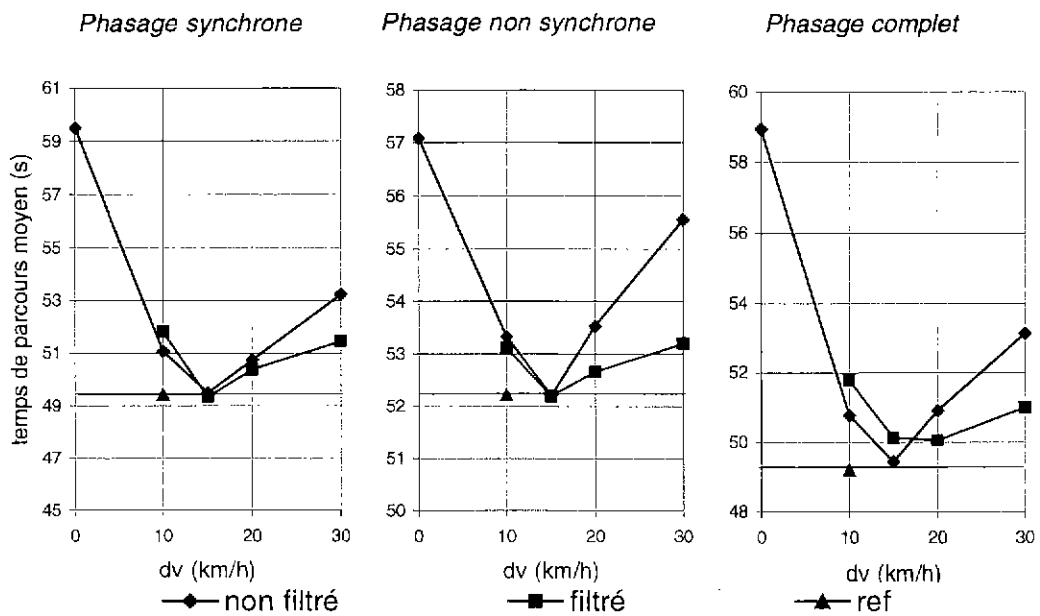


Figure V.10 : Résultats pour la demande très faible -  $dV$  : écart de vitesse considéré dans le modèle

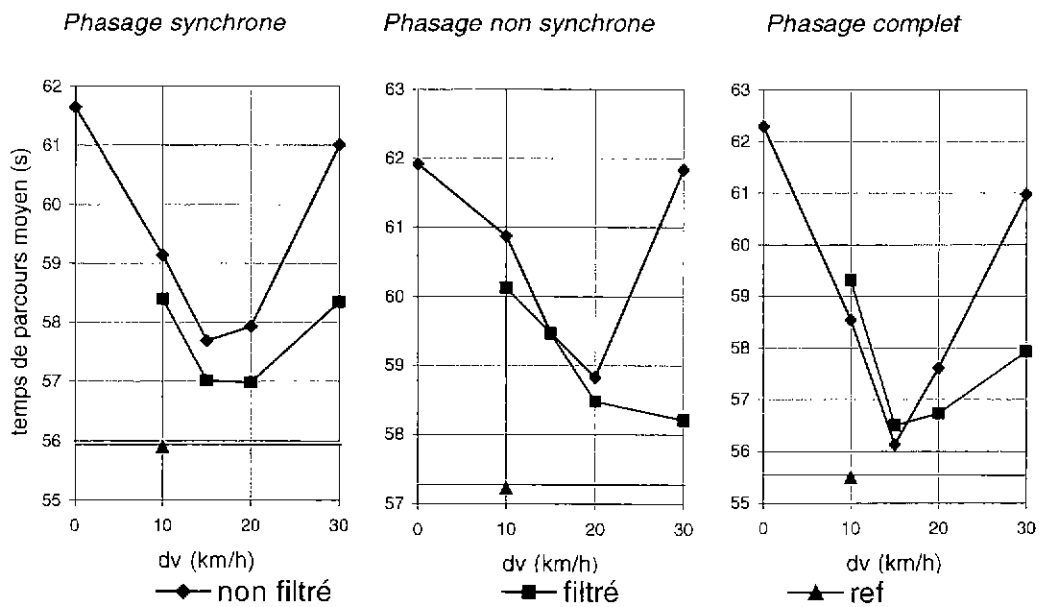


Figure V.11 : Résultats pour la demande faible -  $dV$  : écart de vitesse considéré dans le modèle

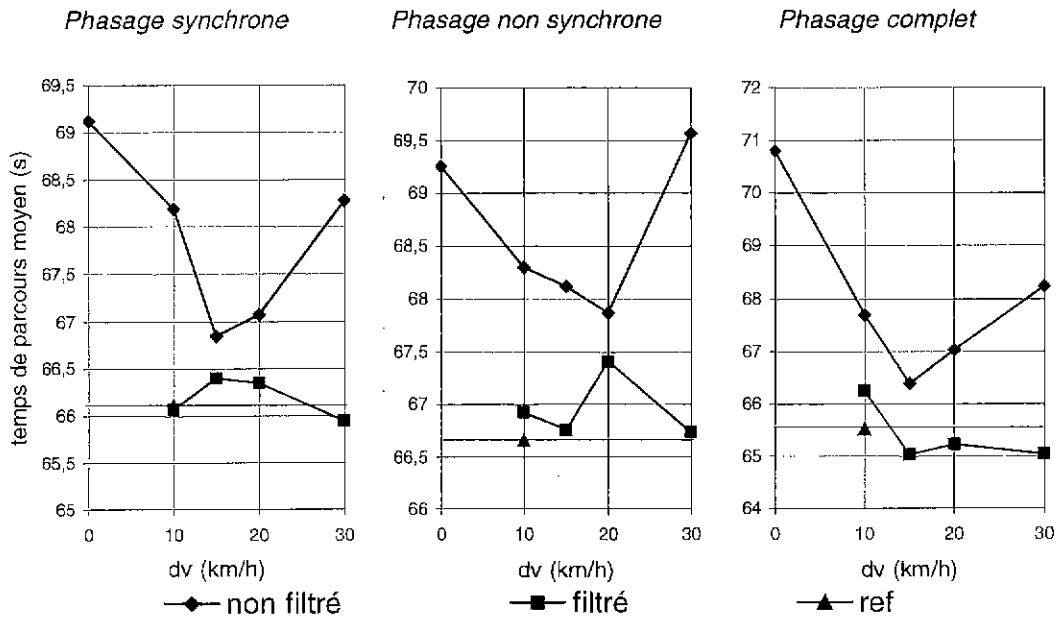


Figure V.12 : Résultats pour la demande moyenne -  $dv$  : écart de vitesse considéré dans le modèle

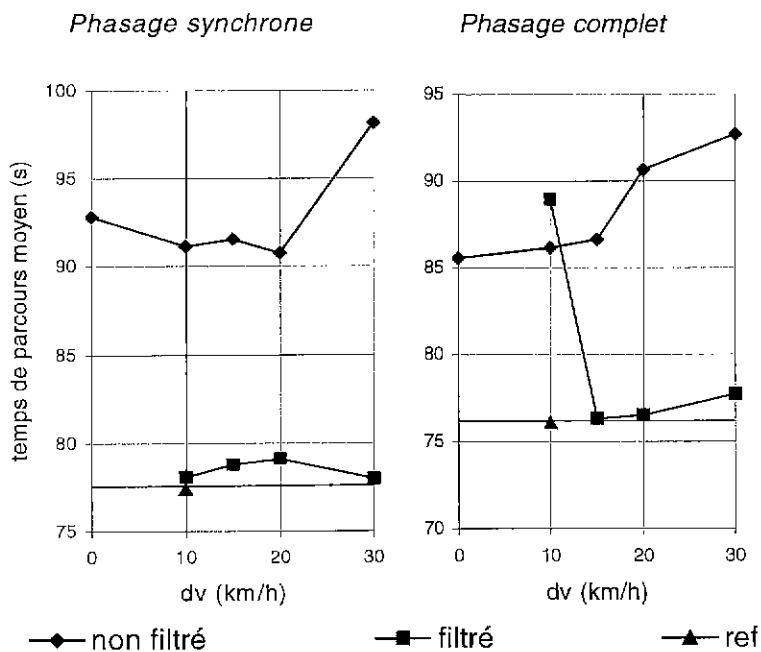


Figure V.13 : Résultats pour la demande forte -  $dv$  : écart de vitesse considéré dans le modèle

Pour l'ensemble des demandes on constate que lorsque le filtrage fonctionne correctement (à partir de  $dv=10\text{km/h}$ ), les résultats obtenus sont meilleurs que ceux obtenus sans filtrage de plus ils sont aussi moins sensibles au réglage de la variation de vitesse.

Pour une demande moyenne et une demande forte il n'y a pas de différences significatives entre les temps de parcours obtenus en utilisant le filtrage et ceux obtenus

avec un réglage optimal et ce quelque soit le réglage de la dispersion de vitesse ( $>10\text{km/h}$  pour que le filtrage fonctionne). Les seules différences significatives sont obtenues pour une demande très faible ou faible si la dispersion des vitesses est réglée à une valeur trop forte ( $dv=30\text{km/h}$ ).

L'écart entre les performances de la configuration optimale et celles des configurations sans filtrage mais bien réglée ( $15\text{km/h} < dv < 20\text{km/h}$ ) augmente avec la demande. Cela s'explique par le fait qu'en régime fluide on dispose de fenêtre de vert suffisamment importantes pour permettre le passage d'un véhicule quelque soit sa date d'arrivée en ligne de feu et que ces fenêtres se réduisent avec la demande.

## 2.4 conclusion

Ces résultats montrent l'aptitude du modèle à prendre en compte à la fois les incertitudes de vitesse et d'itinéraires. Lorsque le filtrage n'est pas utilisé les pourcentages directionnels et la dispersion de vitesse doivent être réglés avec précision. Lorsque le filtrage est utilisé le modèle est robuste aux incertitudes sur le réglage de ces paramètres. Le filtrage permet donc de faciliter le réglage des paramètres d'un carrefour et ouvre des perspectives pour l'estimation en ligne de ces paramètres en apportant une robustesse aux éventuelles erreurs d'estimation.

## 3 MODELISATION DES ELARGISSEMENTS

### 3.1 Scénarios

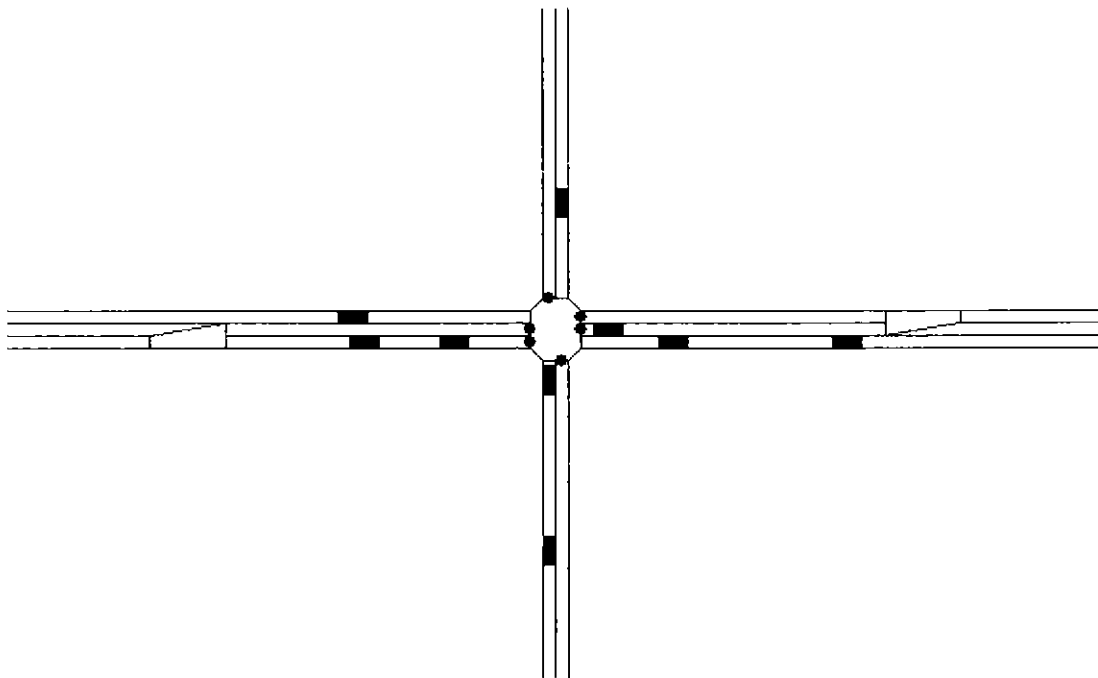


Figure V.14 : Carrefour test

Les résultats relatifs à la modélisation des élargissements sont présentés dans cette partie. On utilise, pour cela, le carrefour isolé de la figure V.14. Ce carrefour correspond au carrefour de la figure V.1 où la double voie des tout droits a été transformée en une voie unique. Cette modification a été introduite car le simulateur utilisé ne modélise pas toujours correctement les frictions en cas de voies multiples. Toutes les voies d'entrée ont une longueur de 400m et celles de sorties une longueur de 100m. Les capteurs éloignés sont situés à 306m de la ligne de feu. Les capteurs proches sont situés à 56m pour les voies sans élargissement et en entrée des voies avec élargissements (soit 47m). La vitesse libre est de 50 km/h et le débit de saturation par voie de 1440 véhicules par heure.

Afin de valider les deux types de commande possibles pour un élargissement, le phasage non synchrone (phases 3, 4 et 5 de la figure V.3) et le phasage synchrone (phases 1, 2 et 5 de la figure V.3) ont été successivement mis en œuvre sur ce carrefour.

## 3.2 Commande non synchrone

### 3.2.1 Résultats

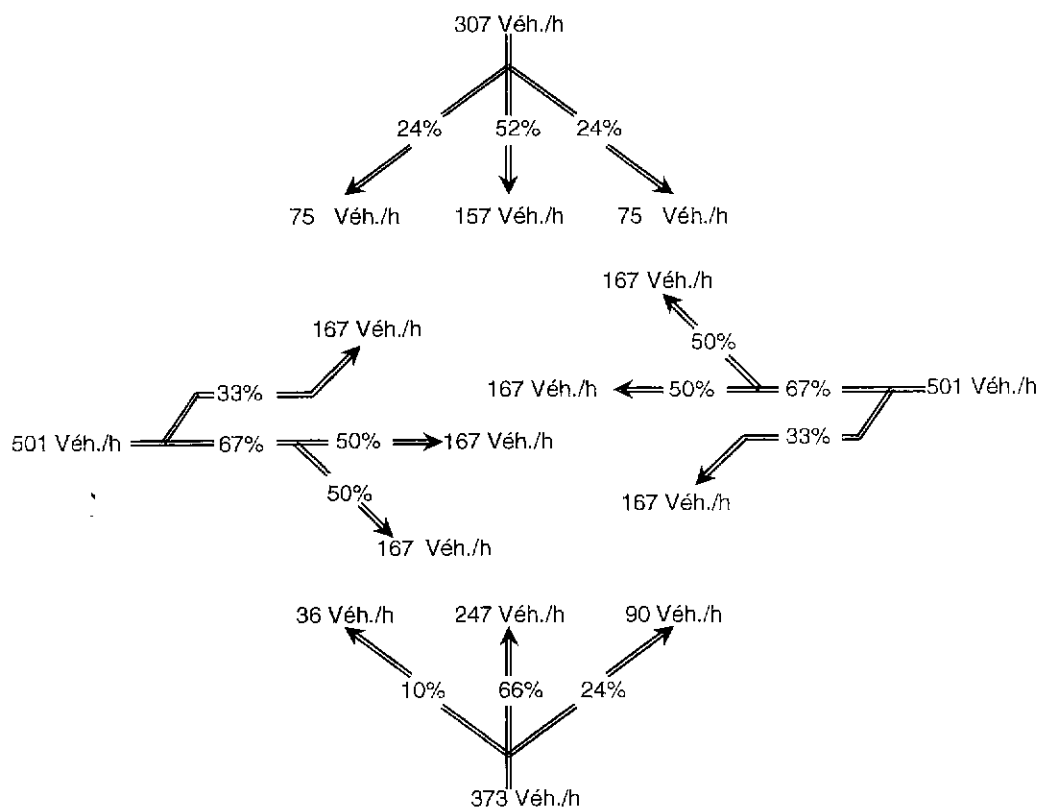


Figure V.15 : Description de la demande moyenne

Pour simuler différentes conditions de trafic, les demandes suivantes ont été générées :

- Une demande moyenne présentée sur la figure V.15 et utilisée comme référence pour la génération des autres demandes.
- Une demande très faible en appliquant à chaque débit de la demande moyenne un coefficient de 0,1.
- Une demande faible en appliquant à chaque débit de la demande moyenne un coefficient de 0,3.
- Une demande forte en appliquant à chaque débit de la demande moyenne un coefficient de 1,5.

Le phasage non synchrone est optimal pour chacune de ces demandes. Les différentes configurations de commande qui sont mises en œuvre sont :

- Les configurations nsf et nsfq relatives à l'utilisation du phasage non synchrone avec filtrage respectivement avec et sans modélisation de l'élargissement.
- Les configurations ns et nsq relatives à l'utilisation du phasage non synchrone sans filtrage respectivement avec et sans modélisation de l'élargissement.

Lorsque l'élargissement n'est pas modélisé, il est considéré comme étant deux voies indépendantes l'une de l'autre. Ceci correspond au cas de PRODYN.

Le tableau V.6 et la figure V.16 donnent les temps de parcours moyens observés sur une heure de simulation du carrefour pour les différentes configurations de commande.

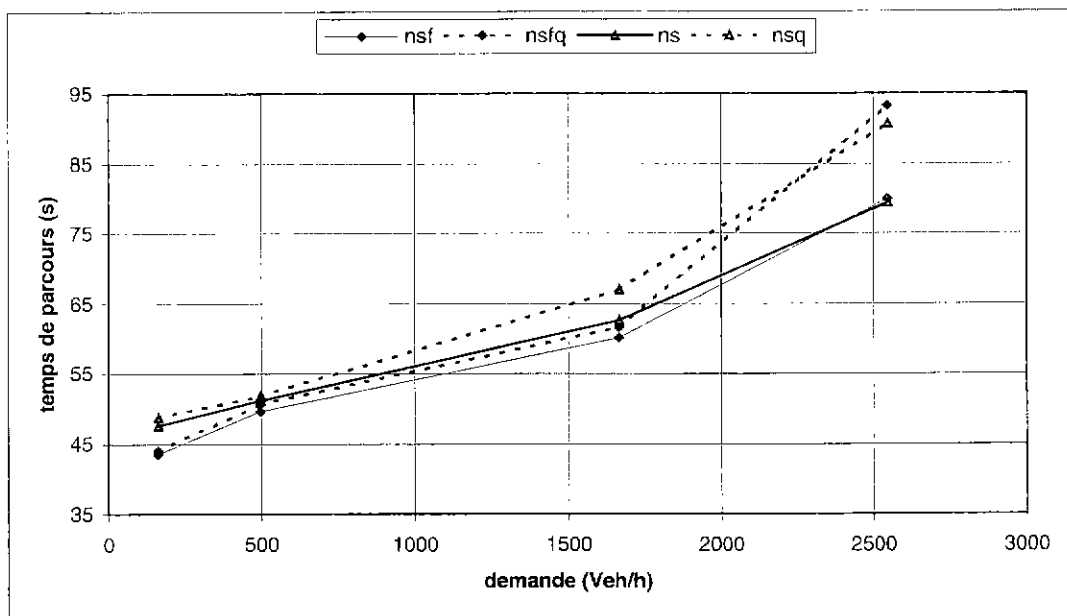


Figure V.16 : Temps de parcours moyen pour le phasage non synchrone - filtrage (f) - absence de modélisation de l'élargissement (q)

		Demande			
		Très Faible (161 veh/h)	Faible (495 veh/h)	Moyenne (1666 veh/h)	Forte (2547 veh/h)
Config.	nsf	43,50 ±1,61	49,60 ±0,94	60,05 ±0,74	79,91 ±1,15
	nsfq	43,96 ±1,59	50,61 ±1,14	61,57 ±0,84	93,16 ±1,74
	ns	47,52 ±2,91	51,10 ±1,09	62,57 ±0,99	79,32 ±1,19
	nsq	48,65 ±3,18	51,70 ±1,14	66,99 ±1,12	90,62 ±1,71

Tableau V.6 : Temps de parcours moyen (en secondes) pour le phasage non synchrone - filtrage (f) - absence de modélisation de l'élargissement (q)

### 3.2.2 Commentaires

Pour les demandes très faible et faible, il n'existe pas de différence significative entre une configuration modélisant l'élargissement et une ne le modélisant pas. La seule différence entre les temps de parcours est liée à l'utilisation ou non du filtrage ; Les résultats obtenus avec filtrage sont meilleurs que ceux obtenus sans filtrage.

Pour la demande moyenne une dégradation apparaît pour la configuration n'utilisant pas le filtrage et ne modélisant pas l'élargissement.

Pour la demande forte les deux configurations ne modélisant pas l'élargissement conduisent à une augmentation du temps de parcours de plus de 10 secondes (soit de plus de 12.6%) par rapport à celles modélisant l'élargissement.

## 3.3 Commande synchrone

### 3.3.1 Résultats

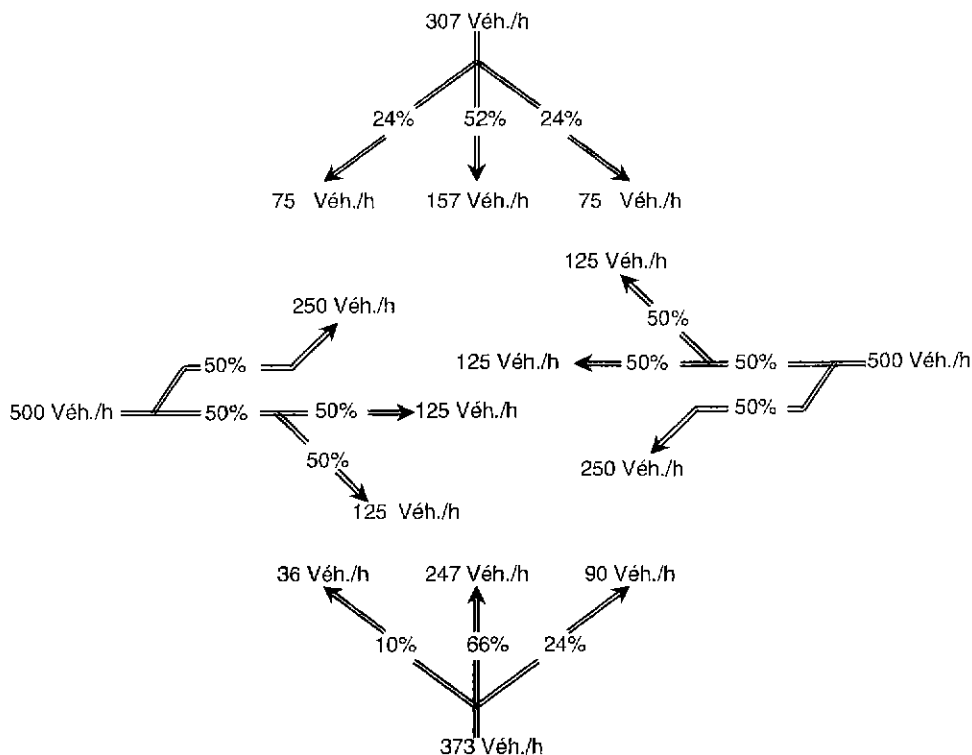


Figure V.17 : Description de la demande moyenne



Les différentes demandes mises en œuvre sont :

- Une demande moyenne présentée sur la figure V.17 et utilisée comme référence pour la génération des autres demandes.
- Une demande faible en appliquant à chaque débits de la demande moyenne un coefficient de 0,3.
- Une demande forte en appliquant à chaque débits de la demande moyenne un coefficient de 1,5.

Le phasage synchrone est optimal pour chacune de ces demandes. Les différentes configurations de commande qui sont mises en œuvre sont :

- Les configurations sf et sfq relatives à l'utilisation du phasage synchrone avec filtrage respectivement avec et sans modélisation de l'élargissement.
- Les configurations s et sq relatives à l'utilisation du phasage synchrone sans filtrage respectivement avec et sans modélisation de l'élargissement.

Lorsque l'élargissement n'est pas modélisé, il est considéré comme étant deux voies indépendantes l'une de l'autre. Ceci correspond au cas de PRODYN.

Le tableau V.7 et la figure V.18 donnent les temps de parcours moyens observés sur une heure de simulation du carrefour pour les différentes configurations de commande.

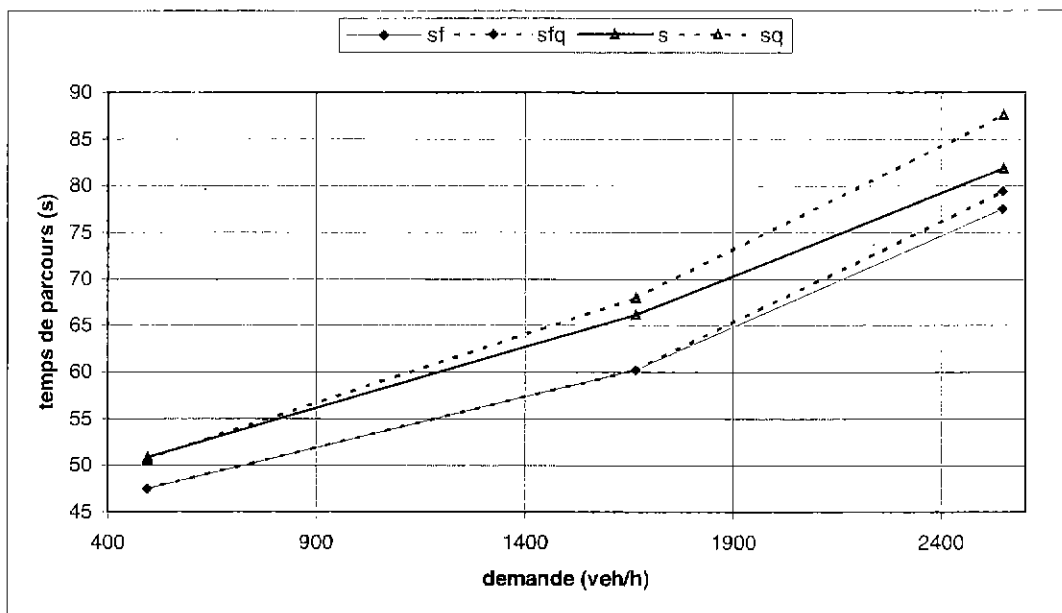


Figure V.18 : Temps de parcours moyen pour le phasage synchrone - filtrage (f) - absence de modélisation de l'élargissement (q)

		Demande					
		Faible (495 veh/h)		Moyenne (1666 veh/h)		Forte (2547 veh/h)	
Config.	sf	47,46	±0,80	60,22	±0,68	77,51	±0,90
	sfq	47,46	±0,80	60,22	±0,68	79,42	±1,05
	s	50,81	±1,53	66,09	±1,06	81,88	±1,06
	sq	50,63	±1,35	67,94	±1,13	87,58	±1,49

Tableau V.7 : Temps de parcours moyen (en secondes) pour le phasage synchrone - filtrage (f) - absence de modélisation de l'élargissement (q)

Le tableau V.8 et la figure V.19 présentent des résultats complémentaires obtenus sur un carrefour identique mais présentant une longueur des poches tourne à gauche plus faible (27 mètres contre 47 mètres précédemment). Pour ce carrefour le débit sud-nord de la demande moyenne a été réduit de 247 à 180 véhicules par heure afin de compenser la perte de capacité due à la réduction des poches. Les résultats en gras indiquent une divergence de l'estimation des queues.

		Demande					
		Faible (476 veh/h)		Moyenne (1584 veh/h)		Forte (2406 veh/h)	
Config.	sf	47,10	±0,87	59,47	±0,65	87,16	±1,16
	sfq	46,99	±0,85	59,91	±0,70	<b>93,11</b>	±1,68
	s	47,03	±0,86	61,23	±0,82	92,56	±1,43
	sq	47,03	±0,86	61,66	±0,80	<b>112,89</b>	±2,36

Tableau V.8 : Temps de parcours moyen pour le phasage synchrone avec des chaînons courts (en secondes) - en gras : divergence des estimateurs de queue - filtrage (f) - absence de modélisation de l'élargissement (q)

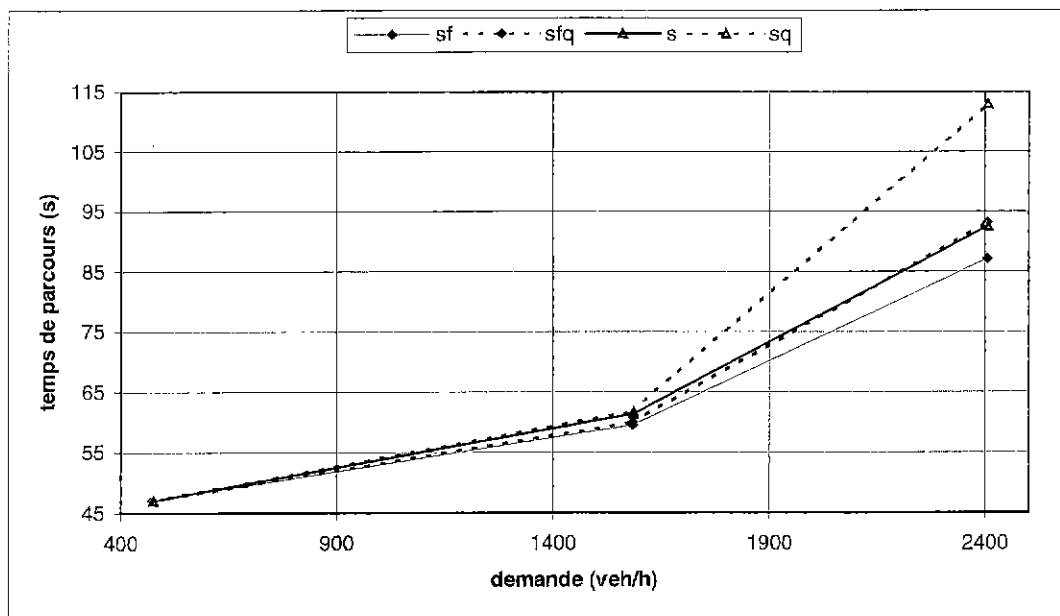


Figure V.19 : Temps de parcours moyen pour le phasage synchrone avec des chaînons courts - filtrage (f) - absence de modélisation de l'élargissement (q)

### **3.3.2 Commentaires**

Pour une demande faible ou moyenne, il n'existe pas de différence significative entre une configuration modélisant l'élargissement et une ne le modélisant pas. La principale différence entre les temps de parcours est liée à l'utilisation ou non du filtrage : Lorsque les capteurs proches sont situés à 47 mètres (figure V.18), les résultats obtenus avec filtrage sont meilleurs que ceux obtenus sans filtrage. Lorsque les capteurs proches sont situés à 27 mètres (figure V.19), l'utilisation du filtrage n'apporte pas de réduction significative des temps de parcours.

Pour la demande forte les deux configurations ne modélisant pas l'élargissement conduisent à une augmentation du temps de parcours. Cette augmentation est d'autant plus importante que l'élargissement est court. Pour la simulation effectuée sur le carrefour à chaînons courts, l'absence de modélisation entraîne même une divergence des queues estimées par rapports aux queues réelles ; cela entraînerait une dégradation des performances d'éventuels carrefours en amont. On constate aussi que l'utilisation du filtrage permet de réduire l'influence de l'absence de modélisation des élargissements : Pour le carrefour à chaînons longs, on a une augmentation des temps de parcours de 1,91 secondes (2,5%) avec filtrage contre 5,7 secondes (7%) sans filtrage ; Pour le carrefour à chaînons courts, on a une augmentation des temps de parcours de 5.95 secondes (6,8%) avec filtrage contre 20,33 secondes (22%) sans filtrage.

### **3.4 Conclusion**

Les résultats obtenus en simulation confirment l'aptitude du modèle à traiter les élargissements aussi bien lors d'une commande synchrone des feux de chaque voie que lors d'une commande non synchrone de ces feux. Lorsque la demande est forte (où les queues peuvent remonter au-delà de l'élargissement), cette modélisation est intéressante aussi bien pour les performances de la commande (de 2,5% jusqu'à 22% de réduction des temps de parcours pour l'ensemble des tests réalisés) que pour la stabilité de l'estimation des queues.

## **4 COORDINATION DES COMMANDES**

### **4.1 Scénarios**

Dans cette partie, les résultats relatifs à l'étude de la coordination de plusieurs carrefours sont présentés. Pour cela le réseau de la figure V.20 est utilisé. Le carrefour 1 a la même topologie que le carrefour présenté sur la figure V.1. Le carrefour 2 est positionné à 48 mètres de la sortie sud du carrefour 1 ; Cette faible distance peut engendrer une saturation du carrefour 1 par le carrefour 2 si les commandes ne sont pas coordonnées. Le carrefour 3 est situé à 158 mètres de l'entrée ouest du carrefour 1 ;

cette distance est suffisante pour que le carrefour 1 n'ait pas à coordonner strictement sa commande à celle du carrefour 3. En général les capteurs éloignés sont situés à 200 mètres du carrefour et les capteurs proches à 50 mètres. La voie reliant le carrefour 1 au carrefour 2 n'est équipée que d'un capteur éloigné situé en entrée (48 mètres). La vitesse libre est de 50 km/h et le débit de saturation par voie de 1440 véhicules par heure.

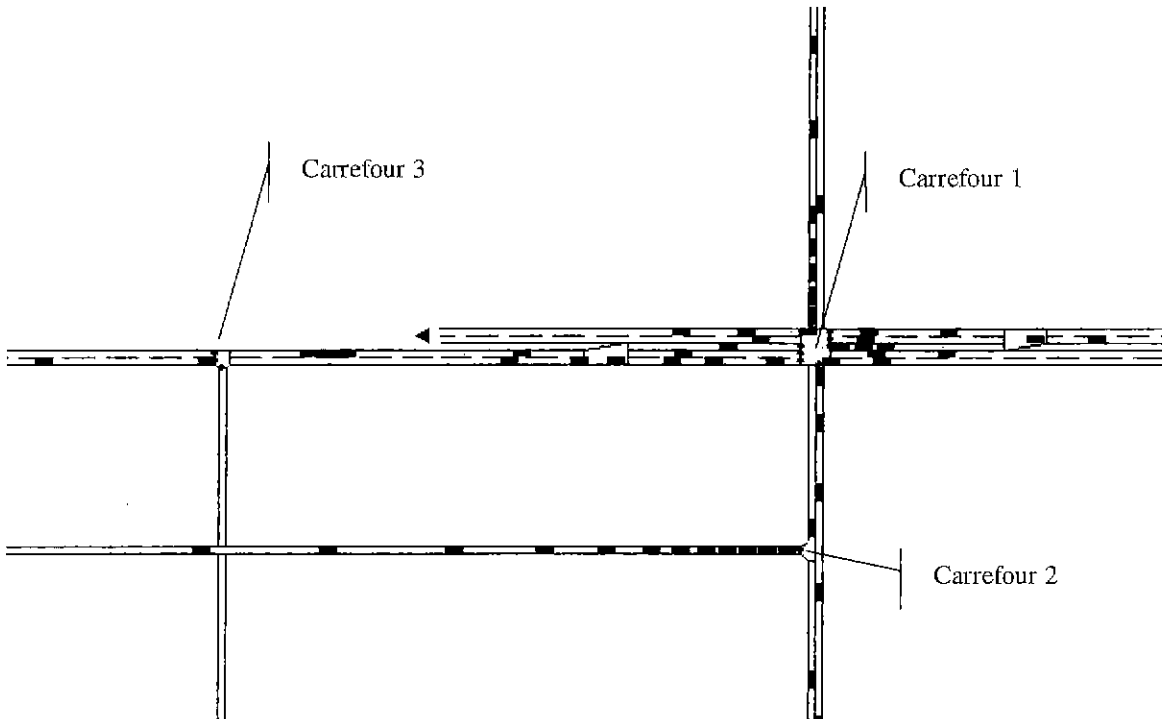


Figure V.20 : Réseau test

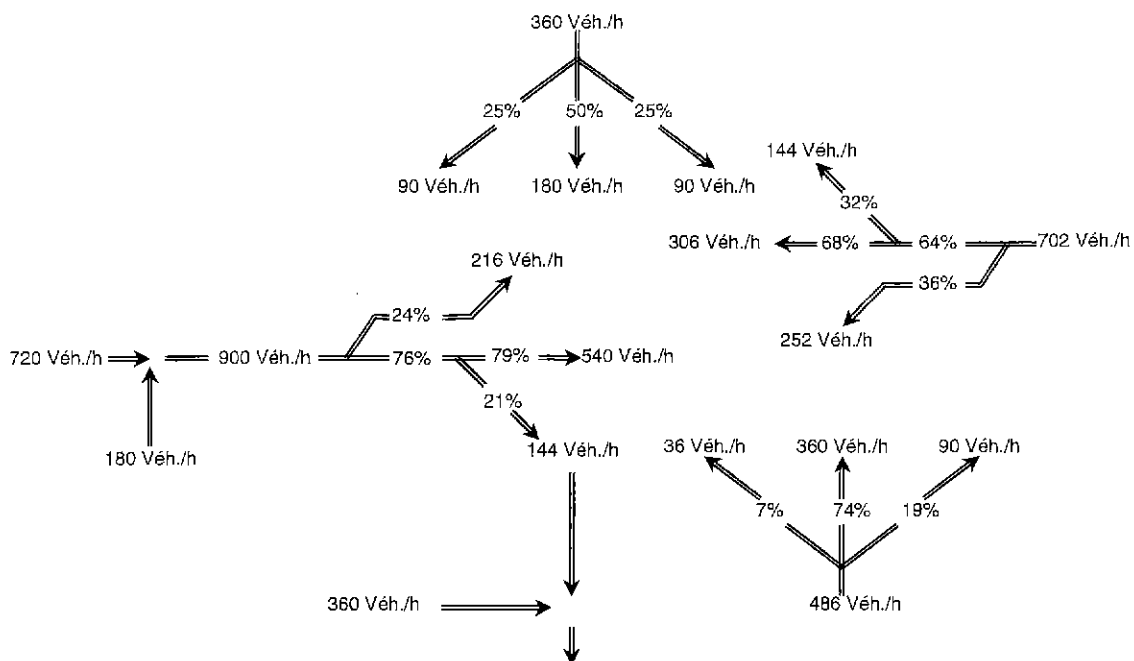


Figure V.21 : Description de la demande forte

Pour simuler différentes conditions de trafic, différentes demandes ont été générées sur ce réseau :

- Une demande forte présentée sur la figure V.21 et utilisée comme référence pour la génération des autres demandes.
- Une demande très forte à partir de la demande forte en multipliant par 2 la demande de l'entrée ouest du carrefour 2. Cette demande provoque une forte augmentation de la charge du carrefour 2 et rend plus difficile la coordination avec le carrefour 1.
- Une demande faible en appliquant à chaque débits de la demande forte un coefficient de 0,1.
- Une demande moyenne en appliquant à chaque débits de la demande forte un coefficient de 0,5.

Le phasage utilisé pour la commande du carrefour 1 est le phasage non synchrone (phases 3, 4 et 5 de la figure V.3). Les résultats présentés ont tous été obtenus sur une heure de simulation.

## 4.2 Coordination en régime saturé

### 4.2.1 Résultats

Afin de valider l'introduction du degré de saturation dans le critère (cf. Chapitre IV-§3.3), les résultats obtenus avec et sans le degré de saturation sont comparés dans le tableau V.9 ainsi que dans le tableau V.10 pour chaque demande. Il est à noter que les poids de chaque ligne de feu sont tous réglés à 1. Normalement la pondération du chaînon court reliant le carrefour 1 au carrefour 2 devrait être augmenté car la saturation de ce chaînon est bien plus critique que celle de l'entrée ouest du carrefour 2. Mais l'objectif de ces simulations n'est pas de trouver la pondération optimale (celle qui permettrait de minimiser le temps perdu sur l'ensemble des intersections et non sur chaque intersection) mais de démontrer les capacités d'adaptation du système dans des conditions de saturation.

	Demande			
	Faible (301 véh./h)	Moyenne (1397 véh./h)	Forte (2773 véh./h)	Très forte (3155 véh./h)
Avec degré de saturation	52,27 ±1,40	60,84 ±0,91	73,10 ±0,98	84,30 ±1,59
Sans degré de saturation	52,00 ±1,52	60,44 ±1,03	77,59 ±1,21	88,01 ±2,00

Tableau V.9 : Temps de parcours moyens (en secondes)

	Demande			
	Faible (301 véh./h)	Moyenne (1397 véh./h)	Forte (2773 véh./h)	Très forte (3155 véh./h)
Avec degré de saturation	0,28 ±0,05	0,60 ±0,03	0,86 ±0,03	1,21 ±0,05
Sans degré de saturation	0,33 ±0,06	0,55 ±0,03	0,96 ±0,03	1,35 ±0,06

Tableau V.10 : Nombres d'arrêts moyens

#### 4.2.2 Commentaires

On constate que pour les demandes faible et moyenne il n'existe pas de différences significatives sur les temps de parcours et le nombre d'arrêts moyens entre une configuration utilisant le degré de saturation et une ne l'utilisant pas.

Pour les demandes fortes et très forte l'introduction du degré de saturation permet une diminution des temps de parcours ainsi que du nombre d'arrêts moyens.

#### 4.2.3 Conclusion

L'introduction du degré de saturation, bien que modifiant le critère optimisé (qui n'est plus le temps perdu total mais une somme pondérée de ce temps) permet toutefois une diminution du temps de parcours en améliorant la coordination en régime saturé. La dégradation introduite sur le carrefour 2 est largement compensée par une amélioration au niveau du carrefour 1. L'introduction du degré de saturation n'a pas d'influence en régime fluide.

Une autre conséquence de l'utilisation du degré de saturation est la vision subjective de la qualité de la commande par les usagers. En effet la diminution du temps de parcours observée n'est pas très importante (autour de 5% sur les simulations effectués) et donc peu perceptible. Cependant en observant l'état du carrefour 1 celui-ci apparaît largement plus chargé lorsque le degré de saturation n'est pas utilisé. Dans ce cas, plusieurs verts sont parfois nécessaires pour permettre le passage d'un véhicule. Bien qu'il ne soit pas possible de définir d'indicateur précis de cet aspect de la qualité de la commande, la diminution du nombre moyen d'arrêt de 10,4% pour les demandes forte et très forte en donne une image.

### 4.3 Influence des communications

#### 4.3.1 Résultats

Le tableau V.11 présente les temps de parcours moyens obtenus pour chaque demande et pour différentes configurations des communications :

- Il est possible de communiquer ou non les places initialement libres et les libérations futures de places.
- On peut également choisir de communiquer ou non les arrivées futures.

Les résultats en gras correspondent à une divergence des queues estimées par rapport aux queues réelles au niveau du carrefour 1.

Communications		Demande			
Libérations de places	Arrivées futures	Faible (301 véh./h)	Moyenne (1397 véh./h)	Forte (2773 véh./h)	Très forte (3155 véh./h)
Oui	Oui	52,27 ±1,40	60,84 ±0,91	73,10 ±0,98	84,30 ±1,59
Non	Non	55,96 ±1,81	62,60 ±1,10	<b>80,38 ±1,51</b>	<b>73,55 ±0,93</b>
Oui	Non	55,96 ±1,81	62,60 ±1,10	104,11 ±3,01	89,97 ±2,34
Non	Oui	52,08 ±1,53	60,40 ±0,98	<b>74,88 ±1,01</b>	<b>82,32 ±1,59</b>

Tableau V.11 : Temps de parcours moyens (en secondes), en gras : divergence des queues estimées par rapport aux queues réelles.

#### 4.3.2 Commentaires

Pour les demandes faible et moyenne, la communication des libérations des places n'a d'influence ni sur la commande ni sur la stabilité de l'estimation. Par contre, entre une configuration où les arrivées futures sont communiqués et une configuration où elles ne le sont pas, on observe une dégradation de 7% des temps de parcours en demande faible et de 3% en demande moyenne.

Pour les demandes forte et très forte et lorsque les libérations de places ne sont pas communiquées, on constate une divergence des queue estimées par rapport aux queues réelles au niveau du carrefour 1. Lorsque les libérations de places sont communiquées, on n'observe plus de divergence des estimateurs.

Pour la demande forte, les meilleures performances sont obtenues pour les configurations communicant les arrivées futures. Par contre, lorsque celles-ci ne sont pas communiquées, on constate de meilleurs résultats en l'absence de communication des libérations de place et ceci malgré la divergence de l'estimation de queue.

Pour la demande très forte, les deux configurations avec communication des arrivées présentent des performances similaires, malgré l'instabilité de l'estimation dans la configuration sans communication des libérations. On peut aussi remarquer que le meilleur résultat est paradoxalement obtenu pour aucune communication.

Une explication des incohérences constatées est liée au mécanisme de coordination par le degré de saturation. En effet, lorsque les libérations de places ne sont pas communiqués, le carrefour 1 ne visualisant pas la saturation du carrefour 2 donne plus de vert aux voies débitant vers ce carrefour. Si, de plus, les arrivées futures ne sont pas communiquées le carrefour 2 n'alloue à la voie en provenance du carrefour 1 qu'une durée nécessaire aux départs des véhicules effectivement présents. Dans ce cas cette voie est quasiment toujours pleine, ce qui provoque une forte augmentation de son degré de saturation et donc de son poids dans le critère. Cette explication à été confirmée en inhibant la coordination par degré de saturation. On obtient alors en

l'absence de communication, en plus de la divergence des estimateurs, des temps de parcours moyens de 93,40 secondes ( $\pm 2,32$ ) pour la demande forte et de 99,45 secondes ( $\pm 3,12$ ) pour la demande très forte. Ces résultats comparés avec ceux obtenus avec les communications et arrivées et des libérations mais sans coordination par degré de saturation (Cf. tableau V.9) montrent une augmentation des temps de parcours de 20 en demande forte et de 13% en demande très forte.

Le résultat obtenu en demande très forte et sans aucune communication montre que la commande avec communication des arrivées et libérations peut être améliorée. Un ajustement grossier des poids a été réalisé. Il a consisté à donner un poids de 2 au chaînon entre le carrefour 1 et le carrefour 2 et un poids de 1,5 au tourne à gauche du carrefour 1 se dirigeant vers le carrefour 2. Avec ces poids, la commande avec communication des arrivées donne un temps de parcours moyen de 77,86 secondes, confirmant ainsi la non optimalité du poids unitaire pour le chaînon critique comme énoncé au §4.2.1.

D'une part, le modèle proposé ne modélise pas le stockage des véhicules à l'intérieur des intersections et son effet sur les courants entrants. D'autre part, la modélisation de ce phénomène par le simulateur est imparfaite : la présence de véhicules sur une intersection ne gêne pas les débits conflictuels. À chaque cycle, 3 véhicules sur le carrefour 1 peuvent ainsi gagner un temps de rouge sans pour autant augmenter le temps perdu d'autres véhicules. Lorsque les libérations ne sont pas communiquées la commande du carrefour 1 permet le remplissage de l'intersection. Cela n'est pas le cas lorsque les libérations sont communiquées ; En effet, dans ce cas, la saturation du chaînon critique est détectée et le vert est donné aux voies ne débitant pas vers celui-ci. Ce phénomène de remplissage de l'intersection qui pourrait être pénalisant en pratique est ici avantageux en simulation et permet une diminution du temps de parcours. Un ajustement sur les paramètres  $PL_{red}$  et  $PL_{uin}$  décrivant l'offre de trafic du chaînon critique (Cf. Chapitre III-§5.4.2) respectivement de 3 à 1 et de 1 à 0, conduit déjà à un temps de parcours moyen de 75,02 secondes pour la configuration avec des poids ajustés.

Remarque : Pour obtenir la demande très forte, des véhicules ont été ajoutés à la demande forte sur un couple origine destination de faible longueur, ne croissant qu'une intersection. Le temps de parcours, sur cette origine destination, étant de l'ordre de 50 secondes, contribue à une réduction du temps de parcours moyen. Ceci explique que pour certaines configurations des communications du tableau V.11, le temps de parcours moyen relatif à la demande très forte soit moins élevé que celui relatif à la demande forte.



### 4.3.3 Conclusion

La communication des arrivées futures permet d'améliorer la coordination entre les carrefours et diminue les temps de parcours quelque soit la demande.

La communication des libérations de places n'a d'influence que pour des demandes permettant le remplissage d'une voie de sortie. Elle permet d'éviter la divergence des estimateurs. L'absence de communication des places libres dans PRODYN peut provoquer des sous estimations des queues qui n'apparaissent pas dans la méthode proposée.

L'utilisation du modèle d'offre en aval du carrefour permet de générer une commande évitant le blocage des intersections en accordant le vert en priorité aux voies ne débitant pas vers des sorties saturées. Cependant le réglage des paramètres de ce modèle devra être réalisé avec la plus grande attention. En effet, des valeurs trop faibles pour ces paramètres risquent de faire diverger les estimateurs de queue et des valeurs trop fortes peuvent faire perdre de la capacité de stockage.

En demande, très forte un réglage des pondérations permet d'améliorer les performances de la commande. Ce réglage se superpose aux pondérations automatiques de la coordination et son optimalité est difficile à vérifier.

## 5 TRAITEMENT DES VEHICULES PRIORITAIRES

### 5.1.1 Résultats

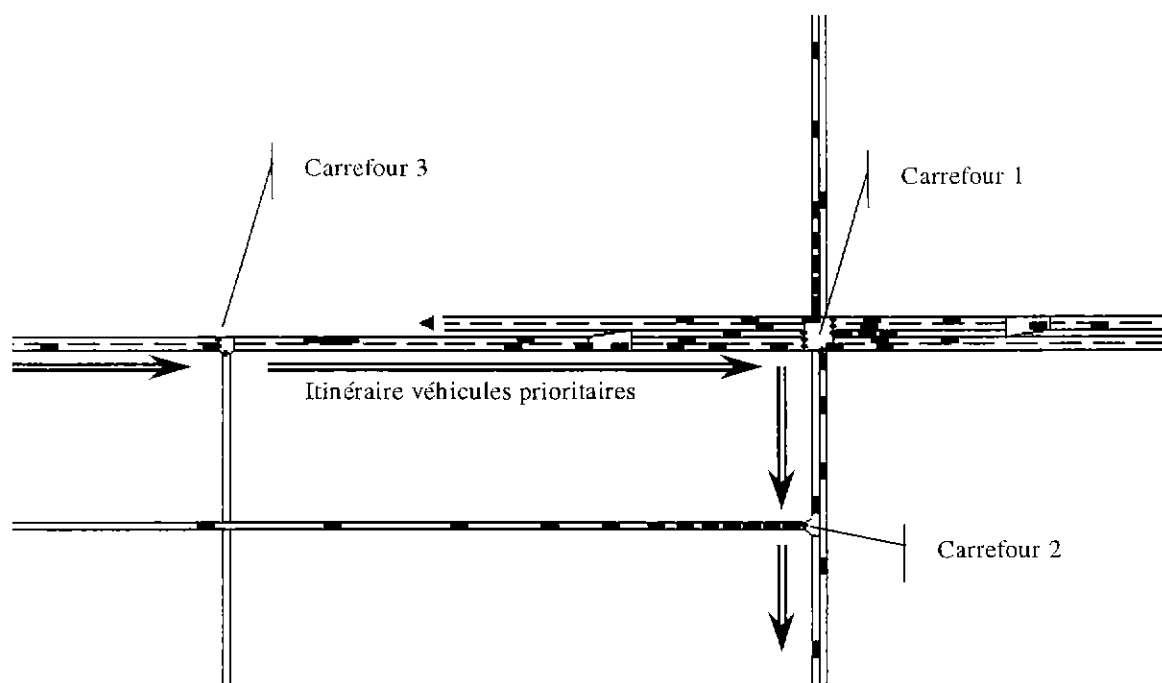


Figure V.22 : Itinéraire des véhicules prioritaires

L'objectif n'est pas ici de développer des stratégies de priorité mais de montrer leur possibilité de mise en œuvre. Trois stratégies de priorité ont été testées :

- La stratégie B1 : Définissant un chaînon prioritaire lorsque qu'un véhicule prioritaire est présent sur ce chaînon.
- La stratégie B2 : Définissant un chaînon prioritaire lorsque qu'un véhicule prioritaire est présent sur ce chaînon ou sur le chaînon précédent.
- La stratégie B3 : Appliquant la stratégie B1 pour les chaînons longs et la stratégie B2 pour les chaînons courts.

Un poids de 2 et un poids de 10 pour les chaînons prioritaires ont été successivement utilisés pour chaque stratégie.

Le réseau et les demandes utilisées sont ceux du §4.1. Des véhicules prioritaires sont générés toutes les 3 minutes sur l'entrée Est du carrefour 3. Leur itinéraire est décrit sur la figure V.22. La présence des véhicules prioritaires est détectée à l'aide de balises placées en entrée de voie. Seul le chaînon reliant le carrefour 1 au carrefour 2 est considéré comme un chaînon court.

Le temps de parcours moyen de l'ensemble des véhicules, le temps de parcours moyen, la vitesse moyenne, le nombre d'arrêts et le temps d'arrêt des véhicules prioritaires sont observés sur une heure de simulation. Les tableaux V.12, V.13, V.14 et V.15 présentent ces résultats respectivement pour la demande faible, moyenne, forte et très forte.

Stratégie	Poids	Statistiques globales		Statistiques pour les véhicules prioritaires		
		Temps de parcours (en secondes)	Temps de parcours (en secondes)	Vitesse moyenne (en m.s <sup>-1</sup> )	Nombre d'arrêts	Temps d'arrêt (en secondes)
aucune	1	52,27 ±1,40	62,85 ±4,34	12,20 ±0,76	0,45 ±0,30	3,55 ±2,64
B1	2	51,13 ±1,41	60,25 ±3,31	12,61 ±0,62	0,30 ±0,29	2,15 ±2,20
	10	52,21 ±1,41	61,34 ±3,39	12,40 ±0,66	0,35 ±0,30	2,10 ±1,73
B2	2	51,36 ±1,45	59,90 ±2,51	12,61 ±2,51	0,35 ±0,29	1,60 ±1,57
	10	51,87 ±1,49	57,80 ±1,97	13,04 ±0,44	0,15 ±0,21	0,20 ±0,27
B3	2	51,09 ±1,40	59,00 ±2,22	12,79 ±0,48	0,30 ±0,29	0,90 ±1,03
	10	52,57 ±1,43	59,50 ±2,37	12,70 ±0,50	0,20 ±0,22	0,50 ±0,57

Tableau V.12 : Résultats pour une demande faible (301 véhicules dont 20 prioritaires)

Stratégie	Poids	Statistiques globales	Statistiques pour les véhicules prioritaires			
		Temps de parcours (en secondes)	Temps de parcours (en secondes)	Vitesse moyenne (en m.s <sup>-1</sup> )	Nombre d'arrêts	Temps d'arrêt (en secondes)
aucune	1	60,84 ±0,91	78,78 ±6,12	9,78 ±0,75	1,15 ±0,41	11,75 ±5,27
B1	2	60,40 ±1,00	71,70 ±4,67	10,63 ±0,65	0,80 ±0,46	6,75 ±3,84
	10	65,37 ±1,29	67,14 ±3,75	11,30 ±0,59	0,50 ±0,30	2,75 ±1,96
B2	2	61,53 ±0,98	72,00 ±3,94	10,55 ±0,62	0,90 ±0,40	6,10 ±2,88
	10	62,91 ±1,04	61,36 ±3,94	12,35 ±0,65	0,30 ±0,25	2,40 ±2,14
B3	2	61,30 ±0,98	72,19 ±4,63	10,56 ±0,67	0,85 ±0,50	6,15 ±3,60
	10	60,60 ±0,96	63,21 ±2,24	11,90 ±0,43	0,05 ±0,10	0,05 ±0,01

Tableau V.13 : Résultats pour une demande moyenne (1397 véhicules dont 20 prioritaires)

Stratégie	Poids	Statistiques globales	Statistiques pour les véhicules prioritaires			
		Temps de parcours (en secondes)	Temps de parcours (en secondes)	Vitesse moyenne (en m.s <sup>-1</sup> )	Nombre d'arrêts	Temps d'arrêt (en secondes)
aucune	1	73,10 ±0,98	89,26 ±6,30	8,63 ±0,67	2,10 ±0,56	16,30 ±5,51
B1	2	75,47 ±1,14	86,36 ±6,58	8,92 ±0,70	1,85 ±0,47	16,25 ±5,11
	10	73,91 ±0,98	77,89 ±3,48	9,71 ±0,46	1,45 ±0,36	8,20 ±2,50
B2	2	74,44 ±1,00	79,33 ±5,48	9,67 ±0,66	1,20 ±0,46	9,65 ±4,56
	10	78,36 ±1,14	69,50 ±5,53	11,10 ±0,85	0,80 ±0,50	7,65 ±4,70
B3	2	73,89 ±0,99	84,90 ±6,49	9,05 ±0,65	1,90 ±0,44	13,80 ±6,00
	10	79,83 ±1,38	69,77 ±4,06	10,89 ±0,60	0,70 ±0,47	3,75 ±2,50

Tableau V.14 : Résultats pour une demande forte (2773 véhicules dont 20 prioritaires)

Stratégie	Poids	Statistiques globales	Statistiques pour les véhicules prioritaires			
		Temps de parcours (en secondes)	Temps de parcours (en secondes)	Vitesse moyenne (en m.s <sup>-1</sup> )	Nombre d'arrêts	Temps d'arrêt (en secondes)
aucune	1	84,30 ±1,59	101,07 ±9,27	7,70 ±0,71	2,45 ±0,70	28,45 ±8,60
B1	2	80,44 ±1,21	94,74 ±8,50	8,20 ±0,69	1,85 ±0,43	23,40 ±9,18
	10	81,75 ±1,35	79,30 ±3,21	9,50 ±0,40	1,55 ±0,39	8,75 ±2,91
B2	2	83,33 ±1,33	95,77 ±7,90	8,00 ±0,74	1,90 ±0,53	25,04 ±7,88
	10	97,71 ±1,90	79,82 ±10,62	10,06 ±1,06	1,15 ±0,68	13,65 ±8,31
B3	2	82,03 ±1,46	89,66 ±6,37	8,55 ±0,56	1,80 ±0,33	17,69 ±5,64
	10	85,66 ±1,46	71,91 ±5,21	10,60 ±0,63	1,25 ±0,58	5,80 ±3,32

Tableau V.15 : Résultats pour une demande très forte (3155 véhicules dont 20 prioritaires)

La figure V.23 facilite la comparaison des temps de parcours de l'ensemble des véhicules. La figure V.24 facilite la comparaison des temps de parcours des véhicules prioritaires.

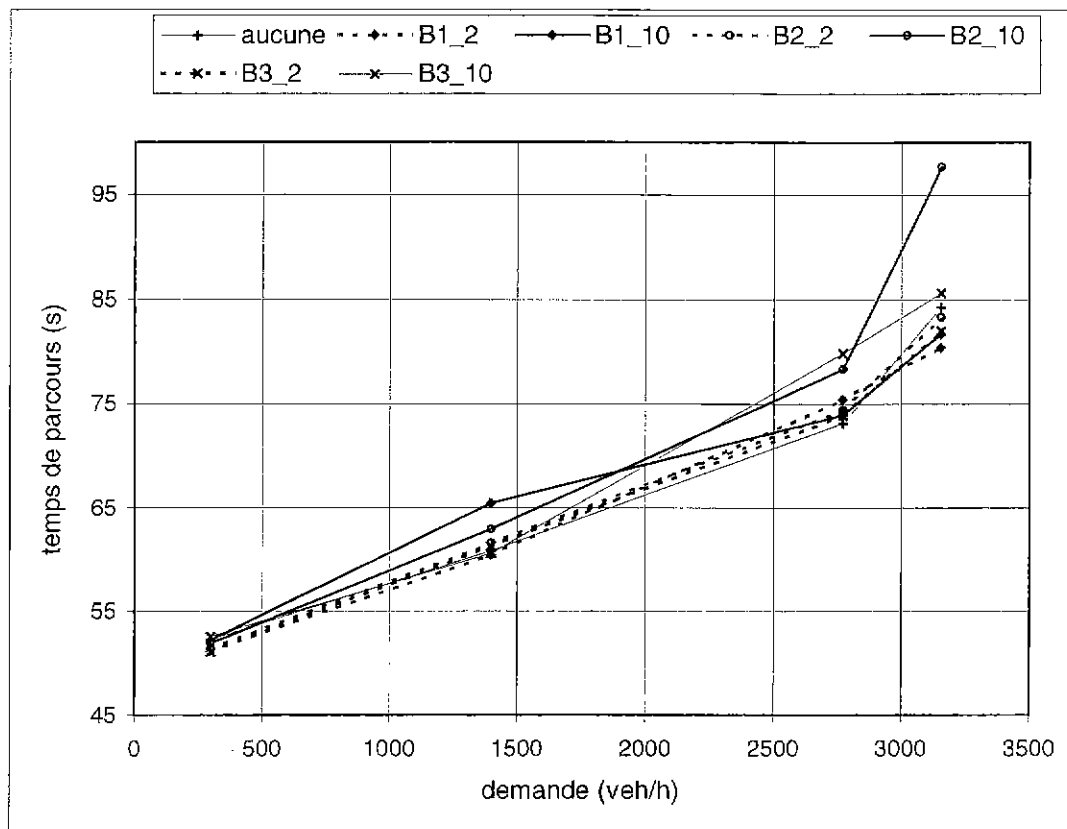


Figure V.23 : Temps de parcours moyen de l'ensemble des véhicules

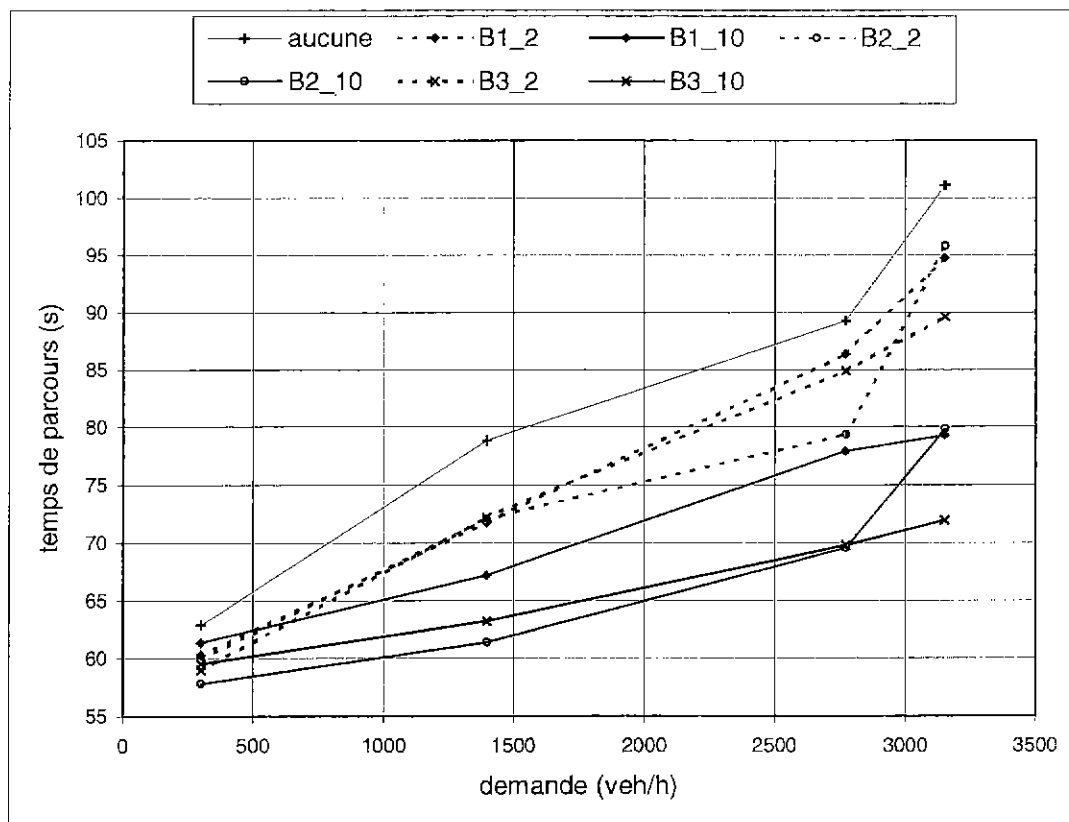


Figure V.24 : Temps de parcours moyen des véhicules prioritaires

### 5.1.2 Commentaires

On constate que quelque soit la stratégie envisagée elle permet une diminution des temps de parcours des véhicules prioritaires. Pour une stratégie, cette diminution est d'autant plus importante que le poids affecté aux chaînons prioritaires est important. Les meilleurs résultats sont obtenus pour les stratégies B2 et B3 avec un poids de 10. Bien que la stratégie B2 semble légèrement meilleure pour les demandes faible et moyenne, cette différence n'est pas significative. Pour une demande très forte la stratégie B3 est significativement meilleure que B2. Par rapport à l'absence de stratégie, B3 apporte une diminution du temps de parcours des véhicules prioritaire de 5% en demande faible, 20% en demande moyenne, 22% en demande forte et 29% en demande très forte. Le faible gain en demande faible s'explique par la difficulté d'améliorer une commande qui n'arrête que rarement un véhicule qu'il soit ou non prioritaire.

Les stratégies de priorité utilisant un poids de 2 n'augmentent pas significativement le temps de parcours de l'ensemble des véhicules pour les demandes faibles, moyenne et forte. Pour la demande très forte, on peut remarquer que le temps de parcours est plus important en l'absence de priorité (jusqu'à 4,6% par rapport à l'utilisation de la stratégie B1\_2). Ce dernier résultat à priori surprenant s'explique par la non optimalité de la pondération unitaire de la voie reliant le carrefour 1 au carrefour 2 ; lorsque la priorité est active le poids de cette voie est augmenté et la coordination renforcée entre le carrefour 1 et le carrefour 2.

Les stratégies de priorité utilisant un poids de 10 n'augmentent pas significativement le temps de parcours de l'ensemble des véhicules pour la demande faible. Pour la demande moyenne, la plus forte dégradation est observée pour la stratégie B1 (+7,4%) tandis qu'il n'existe pas de dégradation significative pour la stratégie B3. Pour la demande forte, la plus forte dégradation est observée pour la stratégie B3 (+9,1%) tandis qu'il n'existe pas de dégradation significative pour la stratégie B1. Pour la demande très forte, la plus forte dégradation est observée pour la stratégie B2 (+15,9%) tandis qu'il n'existe pas de dégradation significative pour la stratégie B3 et qu'on constate même une diminution de 3% des temps de parcours pour la stratégie B1 (due à la non optimalité des poids).

En ce qui concerne le nombre d'arrêts et le temps d'arrêt la meilleure stratégie est la stratégie B3 avec un poids de 10. Cette stratégie conduit à un total d'un seul arrêt pour l'ensemble des véhicules prioritaires en demande faible et moyenne, 14 arrêts en demande forte et 25 arrêts en demande très forte. L'absence de stratégie prioritaire conduit respectivement à 9, 23, 42 et 49 arrêts au total. La stratégie B3 associée à un poids de 10 conduit à une diminution du nombre d'arrêt des véhicules prioritaires entre 49 et 96% en fonction de la demande. Elle réduit aussi le temps d'arrêt moyen des véhicules prioritaires entre 79 et 99,6%.

### **5.1.3 Conclusion**

Ces expérimentations montrent qu'il est possible d'améliorer significativement le temps de parcours, le nombre d'arrêts et la vitesse moyenne des véhicules prioritaires sans provoquer de dégradations significative pour les autres véhicules (stratégies utilisant un poids de 2). Le gain peut être accru en augmentant la pondération, mais on observe alors une dégradation pour les autres véhicules (stratégies utilisant un poids de 10). L'étude des stratégies B2 et B3, montrent aussi l'intérêt d'anticiper la priorité pour les chaînons courts.

## **6 CONCLUSION**

La prise en compte des incertitudes de vitesse et d'itinéraire dans le modèle permet à la fois d'améliorer les performances et la stabilité du système de commande. L'utilisation du filtrage permet de réduire ces incertitudes et apporte une robustesse par rapports aux erreurs d'identification des paramètres pourcentages directionnels et vitesse libre utilisés par le modèle.

La modélisation développée permet le traitement des élargissement et améliore ainsi les performances et la stabilité par rapport à PRODYN.

La prise en compte de la saturation des voies de sortie assure la stabilité de l'estimation en régime saturé et permet aussi la génération de commandes évitant le blocage des intersections. L'introduction du degré de saturation permet d'améliorer la coordination dans le cas de demandes fortes.

Enfin, les modifications apportées au critère permettent bien la prise en compte des véhicules prioritaires.

## CONCLUSION GENERALE

Le travail présenté dans ce mémoire concerne les développements possibles pour des méthodes de commande optimale du trafic urbain.

Le premier axe de recherche suivi concerne l'amélioration du modèle à queues verticales utilisé. Le remplacement de ce modèle par un modèle d'espérance mathématique des queues verticales permet de prendre en compte les incertitudes de vitesse et d'itinéraire tout en évitant l'explosion combinatoire liée à l'utilisation d'une modélisation stochastique. L'introduction de la procédure de filtrage apporte (si nécessaire car l'utilisation des capteurs intermédiaires n'est pas obligatoire) une robustesse du modèle vis-à-vis d'éventuelles erreurs de réglage de ses paramètres. Une approche originale consistant à utiliser le modèle pour l'estimation en assurant sa stabilité grâce à la boucle de commande est proposée. Cette approche permet d'éviter les difficultés de recalage à l'aide de modèles de sortie, mais n'exclut toutefois pas cette possibilité. De plus, l'estimation étant réalisée en retard de quelques périodes d'échantillonnage, il n'est plus nécessaire de corriger l'ensemble des variables d'état du modèle mais seulement celles liées aux processus d'arrivée et de départ. Le modèle proposé étend les possibilités d'application de PRODYN à des carrefours plus complexes (gestion des élargissements et rétrécissements, présence de sorties et d'entrées avant la ligne de feu). Il prend en compte les conséquences d'une éventuelle saturation et les modifications des mouvements directionnels que celle-ci peut entraîner.

Le second axe de recherche concerne l'optimisation de la commande. Les modifications apportées au critère permettent une amélioration de la coordination en régime saturé, la définition d'axes prioritaires et la compatibilité avec une stratégie de priorité. La recherche d'une amélioration de la coordination par un réglage automatique des pondérations serait un prolongement intéressant de cette thèse. Une méthode de réduction de l'espace de recherche de la commande limitant la perte d'optimalité a été proposée et validée. Cette méthode proposant un ou des phasages optimaux peut aussi bien s'appliquer pour la recherche de plans de feux fixes que pour une commande temps réel. L'utilisation qui en a été faite est une utilisation hors ligne, son utilisation en ligne est une des perspectives intéressantes de cette thèse. Enfin, un algorithme

d'optimisation a été développé pour palier les lenteurs de la programmation dynamique et compenser l'accroissement de la complexité du modèle. Son application peut s'étendre à d'autres domaines que celui de la commande des feux. Cet algorithme associé à la procédure de réduction de l'espace de recherche permet d'obtenir en temps réel des performances comparables à celles d'une commande par ligne de feu. Il est bien sûr possible d'utiliser une commande par ligne de feu, mais cela uniquement sur des carrefours comportant un faible nombre de feux car sinon la dimension de l'espace de recherche ne permettrait pas une application temps réel.

La méthode proposée a été validée en simulation. Son évaluation sur site constituerait une étape cruciale de son développement et permettrait de confirmer ou d'infirmer les résultats de simulation. À cette occasion, il sera notamment possible de vérifier les conséquences, de l'utilisation de cette méthode, sur l'amélioration d'indicateurs liés à la sécurité et au confort de conduite. En régime fluide, il serait intéressant de s'intéresser à la diminution du nombre de feux rouges grillés. En régime saturé, la limitation des blocages internes d'un carrefour par arrêt de véhicules à destination de sorties complètement saturées pourrait être analysée.



## REFERENCES BIBLIOGRAPHIQUE

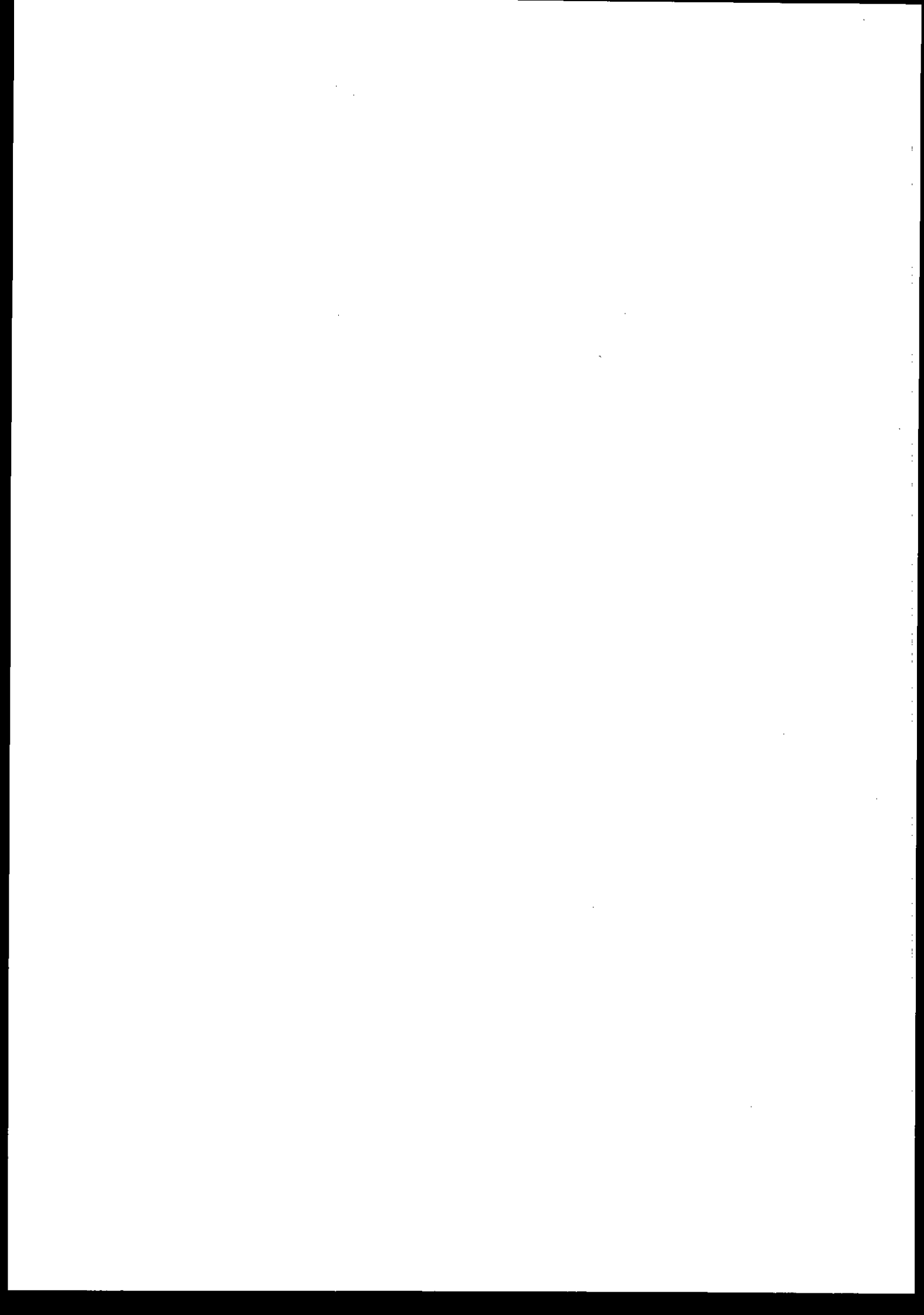
- [ALL 91] : 'Signal Control at Individual Junctions : Stage-Based approach', Allsop R. E., Concise encyclopedia of Traffic & Transportation Systems, p473-478, Pergamon Press 1991.
- [BIE 94] : 'MOTION - a new on-line traffic signal network control system', Chr. Bielefeldt, F. Busch, Road Traffic Monitoring and Control, 7<sup>th</sup> International Conference on Road Traffic Monitoring and Control, IEE London, n°391, p55-59, 26-28 Avril 1994.
- [BIE 98] : 'Discrete choice models', Michel Bierlaire, in M. Labbé, G. Laporte, K. Tanczos and Ph. Toint (eds), Operations Research and Decision Aid Methodologies in Traffic and Transportation Management, Vol. 166 of NATO ASI Series, Series F: Computer and Systems Sciences, Springer Verlag, p203-227, 1998. URL : <http://web.mit.edu/mbi/www/michel.html>.
- [BOI 92] : 'Optimal signal control of urban traffic networks', F. Boillot, J.M. Blossville, J.B. Lesort, V. Motyka, M. Papageorgiou and S. Sellam, 6<sup>th</sup> International Conference on Road Traffic Monitoring and Control, IEE London, n°355, p75-79, 1992.
- [BRE 86] : 'The use of SCOOT for traffic management', R.D. Bretherton, G.T. Bowen, P.G. Burton & K. Wood, 2<sup>nd</sup> International Conference on Road Traffic Control, IEE London, n°260, p81-84, Avril 1986.
- [BRE 96] : 'Public transport priority in SCOOT', D. Bretherton, 3<sup>rd</sup> Annual World Congress on Intelligent Transport Systems, Octobre 1996.
- [BRE 97] : 'Congestion and incident management in SCOOT', D. Bretherton, K. Wood & N. Raha, Berlin 1997. (Project COMOS TR1015).
- [BUI 97] : 'Le modèle de trafic STRADA', C. Buisson, J.P. Lebacque, Actes du groupe de travail Modélisation du Trafic 1995, Actes n°57, p69-90, INRETS 1997.
- [CON 97] : 'convention sur la signalisation routière' signée à Vienne le 8 novembre 1968, publiée par le décret no 81-796 du 4 août 1981. État au 1<sup>er</sup> octobre 1997.

- [COR 77a] : 'Diminution de la dimensionnalité en programmation dynamique : Méthode DERA', M. Correge, J.J. Henry, M. Llibre, Note interne DERA 1977.
- [COR 77b] : 'Programme de simulation de trafic urbain SITRA-B', M. Correge, J.F. Gabard, J.J. Henry, J. Tuffal, Communication à la journée AFCET 'Simulation dans les Transports', 20/10/1977.
- [FAR 83] : 'Commande du trafic urbain par programmation dynamique et méthodes hiérarchisées', J.L. Farges, Mémoire de thèse, ENSAE 1983.
- [FAR 91] : 'Realisation and test of a prototype for real time urban traffic control', J.L. Farges, I. Kamdem and J. B. Lesort, Advanced Telematics in Road Transport, Proceedings of the DRIVE conference, CEC-DG XII, p527-542, Elsevier, Amsterdam, 1991.
- [FAR 96] : 'Développement de PRODYN SAT', J.L. Farges, Rapport d'étape DSCR/CERT-DERA n°1/7952, 1996.
- [FHW 76] : 'Traffic Control Systems Handbook', US Department Of Transportation, Stock No. 050-001-00114-4, juin 1976.
- [FHW 89] : 'Evaluation of the Optimised Policies for Adaptive Control Strategy', US Department Of Transportation, final report FHWA-RD-78-135, mai 1989.
- [GAB 84] : 'Mise au point d'un programme de calcul en ligne de plans de feux - CALIFE', J.F. Gabard, J.J. Henry, Rapport final IRT/DERA n° 1/7336, 1984.
- [GAB 86] : 'CALIFE: On line calculation of fixed time plans', J.F. Gabard, J.J. Henry, S. Abours & J.B. Lesort, 5th IFAC-IFIP-IFORS International Conference on Control in Transportation Systems, p377-381, Vienne (Autriche) 1986.
- [GAB 90] : 'CALIFE, Une stratégie adaptative de calcul en ligne de plans de feux sur un réseau urbain', J.F. Gabard, Recherche Transport Sécurité n°28, p5-10, décembre 1990.
- [GAB 98] : 'The SITRA-B+ microscopic traffic simulation model; examples of use and future developments', J. F. Gabard, L. Breheret, CORS/INFORMS Montreal, 1998.
- [GAL 96] : 'Nouvelles approches pour la commande des carrefours', J.L. Gallego, Mémoire de thèse, ENSAE 1996.
- [GAL 97] : 'Traffic queue estimation', J.L. Gallego, J.L. Farges, J.J. Henry, Top Vol 5 no 1 p81-93, 1997.

- [GIB 81] : 'A behavioural car-following model for computer simulation', P.G. Gibbs, Transportation Research B ,Vol. 20, p403-414, 1981.
- [GON 79] : 'Graphes et algorithmes', M. Gondran, M. Minoux, Collection de la direction des études et recherches de l'électricité de France n°37, Eyrolles, 1979.
- [GRE 47] : 'Traffic performance at urban intersections 1', B.D. Greenshields, D. Schapiro, E. Ericksen, Yale Bureau of Highway Traffic, 1947.
- [HAI 98] : 'Multiple Equilibrium Behaviours and Advanced Traveller Information Systems with Endogenous Market Penetration', Hai Yang, Transportation Research B ,Vol. 32, No. 3, p205-218, 1998.
- [HEL 61] : 'Simulation of bottlenecks in single-lane traffic flow', W. Helly, Proceedings of Symposium on Theory of Traffic flow, Elsevier, Amsterdam, p207-238, 1961.
- [HEN 83] : 'The PRODYN real time traffic algorithm', J.J. Henry, J.L. Farges, J. Tuffal, 4th IFAC/IFIP/IFORS conference, p307-312, Baden-Baden 1983.
- [HEN 86] : 'Comparaison de la méthode CALIFE à une stratégie classique de changement de plans', J.F. Gabard, J.J. Henry, Rapport final INRETS/DERA n° 1/7449, 1986.
- [HEN 94] : 'P.T. priority and PRODYN', J.J. Henry, J.L. Farges, Proceeding of the First World Congress on Applications of Transport Telematics and Intelligent Vehicle-Highway Systems, Vol. 3 p3086-3093, Paris 1994.
- [HUN 78] : 'A guide to TRANSYT 7', P.B. Hunt & J.V. Kennedy, TRRL note UN/78/11, January 1978.
- [HUN 81] : 'SCOOT - a traffic responsive method of co-ordinating signals', P.B. Hunt, D.I. Robertson, R.D. Bretherton & R.I. Winton, TRRL Laboratory report n°1040, 1981.
- [HUN 82] : 'The SCOOT on-line traffic signal optimisation technique', P.B. Hunt, D.I. Robertson, R.D. Bretherton & M.C. Royle, International Conference on Road Traffic Signalling, IEE London, n°207, p59-62, 1982.
- [IMP 91] : 'Signal Control at Individual Junctions : Phase-Based approach', Importa G., Concise encyclopedia of Traffic & Transportation Systems, p473-478, Pergamon Press 1991.
- [KES 88] : 'Estimation en ligne et gestion des capacités pour la commande du trafic urbain', A. Kessaci, Mémoire de thèse, ENSAE 1988.

- [LEA 99] : 'The Influence of Ripple Changes on Traffic Signal Design', Leathersich B., Traffic Engineering and Control, Vol. 40, n°7-8, p378, 1999.
- [LOW 82] : 'The Sydney Co-ordinated Adaptive Traffic System - Principles, Methodology, Algorithms', P.R. Lowrie, International Conference on Road Traffic Signalling, IEE London, n°207, p67-70, 1982.
- [LUK 82] : 'SCATS - application & field comparison with a TRANSYT optimised fixed time plan', J.Y.K. Luk, A.G. Sims & P.R. Lowrie, International Conference on Road Traffic Signalling, IEE London, n°207, p71-74, 1982.
- [LUK 84] : 'Tow traffic-responsive Area Traffic Control Methods: SCAT & SCOOT', J.Y.K. Luk, Traffic Engineering and Control, p14-22, January 1984.
- [MAG 00a] : 'Towards an hybrid macro-micro traffic flow simulation model', L. Magne, S. Rabut, J.F. Gabard, INFORMS meeting, Salt Lake City, 7-10 mai 2000.
- [MAG 00b] : 'Determination of optimal sets of stages for an intersection', L. Magne, J.L. Farges, J.J. Henry, 7<sup>th</sup> World Congress on Intelligent Transport Systems, Turin (Italy), 6-9 novembre 2000.
- [MAU 89] : 'UTOPIA', V. Mauro & C. Di Taranto, 6th IFAC-IFIP-IFORS Conference on Control, Computers, Communications in Transportation, IFAC, n°12, p245-252, Paris 1989.
- [MIL 63] : 'Settings for fixed-cycle signals', A. Miller 1963, Operational Research Vol. 14, n°4, p373-386.
- [MIZ 97] : 'UTOPIA, Urban Traffic Control - Technical Reference Manual', MIZAR Automazione S.p.A., decembre 1997.
- [MUR 79] : 'Logic design and switching theory', Muroga, Saburo, John Wiley & Sons Inc., ISBN 0-471-04418-0, 1979.
- [ORN 91] : 'LHOVRA - a traffic signal control strategy for isolated junctions', L. Ornfelt & A. Larsson, Swedish National Road Administration, Publication 1991 :51 E.
- [ORS 95] : 'SCATS: Sydney Co-ordinated Adaptive Traffic System', Jean Orselli, TEC n°129, mars/avril 1995.
- [POM 92] : 'Manuel d'utilisation de SITRA - B+ version 1.1', L. Pommier, M. Barbier, note interne CERT/DERA n°7597, janvier 1992.
- [ROB 69] : 'TRANSYT: a traffic network study tool', D.I. Robertson, Transport & Road Research Laboratory (England), Technical report LR 253, 1969.

- [ROB 96] : 'The effects of co-ordinated and isolated signal control on journey times and exhaust emissions along the A12 in London', D. Robertson, N. Wilson & S. Kemp, Traffic Engineering and Control, Vol. 37-1, p4-9, janvier 1996.
- [ROB 97] : 'The TRANSYT method of co-ordinating traffic signals', D.I. Robertson, Traffic Engineering and Control, p76-77, février 1997.
- [SCO 89] : 'SCOOT and bus priority : a feasibility study for London', Study carried out by the transportation research group, department of civil engineering, university of Southampton, on behalf of the traffic control systems units, final report, octobre 1989.
- [THE 76] : 'Programme de coordination des feux sur un réseau maillé : THÉSÉE - manuel d'utilisation', Ministère de l'équipement, Direction des routes et de la circulation routière, SETRA 1976.
- [TOO 97] : 'Traffic Signal Control with BALANCE - a demonstration of advanced UTC in a European field trial', C. Toomey, Dr. M. Clark & B. Friedrich, 4<sup>th</sup> World Congress on Intelligent Transport Systems, 21-24 octobre 1997.
- [TOO 98] : 'Tipping the BALANCE - A European Trial of Advanced UTC', C. Toomey, Dr. M. Clark & B. Friedrich, Traffic Technology International, décembre 1997/Janvier 1998.
- [TUF 81] : 'Maîtrise des systèmes complexes : commande du trafic en temps réel', J. Tuffal, Mémoire de thèse, ENSAE 1981.
- [VER 00] : 'Optimisation Combinatoire', G. Verfaillie, support de cours, ENSAE, 2000. URL:<http://www.cert.fr/dcsd/cd/MEMBRES/verfaillie/>
- [VIN 86] : 'Self-optimising traffic signal control using microprocessors - The TRRL MOVA strategy for isolated intersections', R.A. Vincent & C.P. Young, Traffic Engineering and Control, Vol. 27, n°7/8, p385-387, juillet/aout 1986.
- [WEB 66] : 'Traffic signals', F. Webster, B. Cobbe, Research technical paper 56, Ministry of transport, London, 1966.
- [WHI 74] : 'A Variable Phase Sequence Progression Optimization System', Whitson R. H., Carvell J. D, Preprints of the second IFAC-IFIP-IFORS Symposium on Traffic Control and Transportation Systems, North Holland / American Elsevier, p57-68, 1974.
- [YOU 88] : 'A relationship between vehicle detector occupancy and delay at signal-controlled junctions', C.P. Young, Traffic Engineering and Control, Vol. 29, n°3, p131-134, 1988.



## **Annexe A      LES DIFFERENTS TYPES DE SIGNAUX**

### **1    SIGNAUX TRICOLORES CIRCULAIRES (R 11)**

Ils sont composés par des ensembles de trois feux circulaires respectivement vert, jaune et rouge dans cet ordre de bas en haut, ou exceptionnellement de droite à gauche. Ils s'allument de façon cyclique dans l'ordre vert - jaune - rouge - vert, etc. sans clignoter. Exceptionnellement, le feu du bas peut être jaune clignotant. Ils s'adressent à la totalité des usagers qui circulent sur le couloir de circulation (ensemble des voies parallèles et de même sens non séparées par un terre-plein), à l'exception des usagers concernés par un éventuel signal modal. Certains signaux tricolores circulaires sont munis, sur leur face arrière, d'une répétition en forme de croix grecque de leur seul feu rouge, qui permet aux usagers qui ne sont pas directement concernés par ce signal d'en connaître l'état.

### **2    SIGNAUX BICOLORES DESTINES AUX PIETONS (R 12)**

Ils se composent de deux feux rectangulaires généralement disposés côte à côte : celui de droite, de couleur verte, porte une silhouette de piéton en mouvement, celui de gauche, de couleur rouge porte une silhouette de piéton immobile. Ils peuvent aussi être disposés l'un au-dessous de l'autre, le vert en bas. Leur existence est liée à la présence de signaux lumineux tricolores.

### **3    SIGNAUX TRICOLORES MODAUX (R 13)**

Ils se composent de trois feux munis de pictogrammes identiques. Ils s'adressent aux catégories d'usagers spécifiquement désignés par le pictogramme: cycle (R 13 c), ou bus (R 13 b). Le feu du bas peut être jaune clignotant.

### **4    SIGNAUX TRICOLORES DIRECTIONNELS (R 14)**

Ils se composent de trois feux munis de pictogrammes identiques en forme d'une ou deux flèches. Ils s'adressent à tous les véhicules qui ont pour destination la direction indiquée par la flèche (ou l'une des directions indiquées). La flèche correspondant à l'autorisation ou à l'interdiction d'aller tout droit est orientée vers le haut. Les indications données ne concernent que les conducteurs qui occupent, sur la chaussée, la ou les voies correspondantes, matérialisées dans ce but.

## **5 SIGNAUX MODAUX D'ANTICIPATION (R 15)**

Destinés aux mêmes catégories de véhicules que les signaux tricolores modaux R 13, ils se composent d'un feu jaune clignotant muni d'un pictogramme : cycle (R 15 c), bus (R 15 b). Ils sont toujours associés à un signal tricolore circulaire R 11.

## **6 SIGNAUX DIRECTIONNELS D'ANTICIPATION (R 16)**

Destinés aux mêmes catégories de véhicules que les signaux tricolores directionnels R 14, ils se composent d'un feu jaune clignotant muni d'un pictogramme en forme d'une ou deux flèches. Ils sont toujours associés à un signal tricolore circulaire R 11. Une flèche à droite (ou à gauche) désigne la première direction de sortie autorisée immédiatement à droite (ou à gauche).

## **7 SIGNAUX POUR TRAMWAYS (R 17)**

Ils se composent de trois feux blancs sur fond noir et comportent des signes de formes différentes. Ils s'adressent exclusivement aux tramways.

## **8 SIGNAUX DIRECTIONNELS POUR TRAMWAYS (R 18)**

Ils se composent de trois feux blancs sur fond noir et comportent des signes de formes différentes. La barre verticale du feu du bas est inclinée à droite ou à gauche pour indiquer la direction autorisée. Ils s'adressent exclusivement aux tramways.

## **9 SIGNIFICATIONS PARTICULIERES DU JAUNE CLIGNOTANT**

Sur un signal d'anticipation (modal R 13 ou directionnel R 14), le feu jaune clignotant signifie aux usagers concernés qu'ils peuvent franchir la ligne d'effet du signal tricolore circulaire R 11 associé, bien que celui-ci soit au rouge, mais en toute prudence et en cédant le passage à tous les autres véhicules ou piétons.

Dans un ensemble de feux tricolore, un feu jaune clignotant signifie autorisation de passer avec prudence car d'autres usagers, avec lesquels un conflit inhabituel est possible, sont admis simultanément à franchir l'intersection :

- Ce feu jaune clignotant est en bas (sur les feux circulaires ou modaux seulement) lorsque cette situation est permanente ; Les feux s'allument alors de façon cyclique dans l'ordre : jaune clignotant, jaune fixe, rouge, jaune clignotant, etc.
- Ce feu jaune clignotant est au milieu lorsque l'ensemble de l'installation est en panne, en cours de mise en activité ou volontairement géré avec ce seul message, pour une durée déterminée ou non.

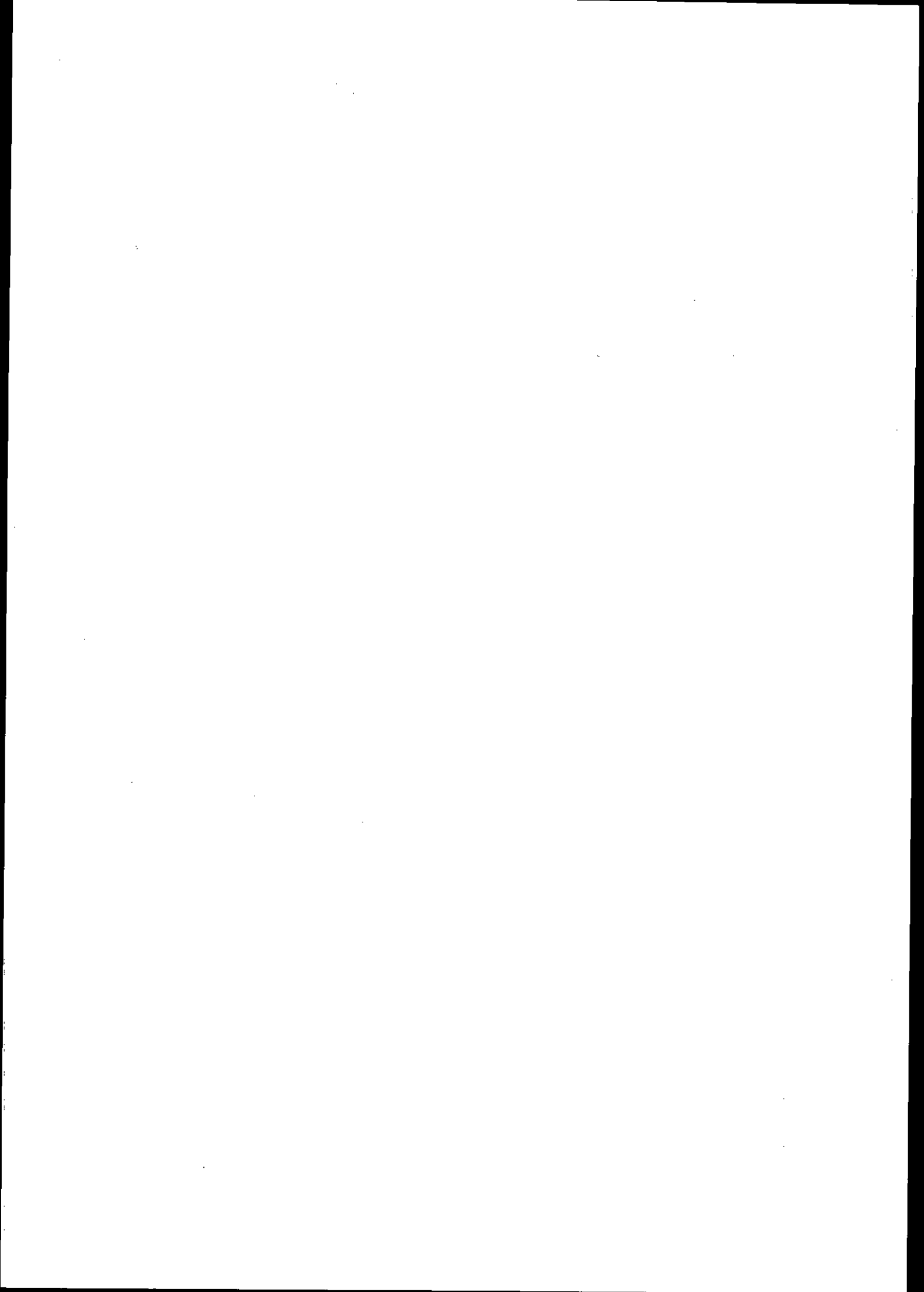
Dans ces deux cas, l'usager doit appliquer l'un des régimes de priorité suivants : priorité à droite en l'absence de tout panneau et priorité aux tramways ou indications données par les panneaux dans le cas contraire.



## **10 AUTRES SIGNAUX LUMINEUX DE CIRCULATION**

D'autres signaux ont une implantation fixe hors des intersections, et fonctionnent en permanence ou occasionnellement. La commande de ces signaux n'est pas prise en compte ici. Ces signaux sont :

- Les signaux d'affectation de voies (R 21)
- Les signaux de régulation d'accès (R 22, R 23)
- Les signaux d'arrêt (R 24)



## Annexe B LES DIFFERENTS TYPES DE CAPTEURS

### 1 LES BOUCLES ELECTROMAGNETIQUES

Les boucles électromagnétiques sont des capteurs insérés dans la chaussée qui indiquent la présence d'une masse métallique. C'est aujourd'hui le dispositif de mesure des paramètres de circulation le plus répandu. La principale mesure issue de la boucle est le débit ; Celui-ci est obtenu par comptage des fronts montants sur une période. Ce capteur fournit également le taux d'occupation défini comme la proportion de la période pendant laquelle il y a présence. Des mesures plus spécifiques sont quelques fois utilisées par des systèmes particuliers. Par exemple, SCOOT utilise un 'débit' obtenu par comptage du nombre de quart de seconde où la boucle est occupée sur une période ; Cette mesure peut être considérée comme une hybridation du débit et du taux d'occupation. Pendant le vert, SCATS mesure le temps de non occupation de boucles, situées en ligne de feu, afin de calculer un degré de saturation ; En considérant que la période de mesure est le vert, celui-ci est équivalent à la somme du taux d'occupation et du débit pondéré par un paramètre.

Les boucles sont également utilisées pour accéder au paramètre vitesse avec un surcoût marginal. Avec deux boucles par voie, espacées d'une certaine distance  $d$  connue, il est relativement aisé d'accéder au paramètre vitesse instantanée des véhicules en mesurant l'intervalle de temps séparant les signaux issus de chacun des capteurs respectifs, au passage du véhicule.

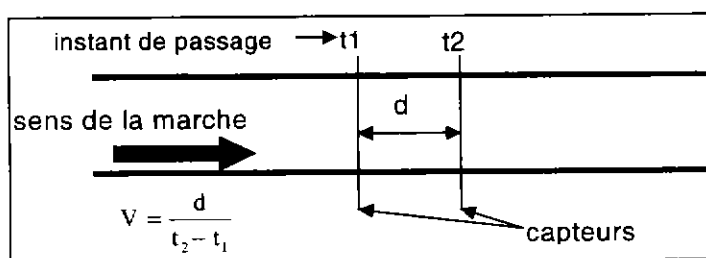


Figure B.1 : Utilisation pour la mesure de vitesse

On peut aussi accéder au paramètre vitesse instantanée des véhicules en n'utilisant qu'une boucle de mesure et en relevant le temps de passage d'un véhicule sur cette boucle; cette solution est cependant bien moins précise que la précédente car elle suppose connue la longueur  $L$  du véhicule :

$$V = \frac{L}{t_2 - t_1} \quad (\text{B.1})$$

avec :  $t_1$  l'instant de début d'activation de la boucle  
 $t_2$  l'instant de fin d'activation de la boucle

## **2 LE CAPTEUR HYPER-FREQUENCES (RADAR)**

Le capteur est constitué par une antenne directive, émettant une onde électromagnétique fondée utilisant l'effet Doppler-Fizeau. Après réflexion de l'onde émise sur le mobile en mouvement, une fraction de l'onde revient sur la même antenne. La différence entre la fréquence émise et la fréquence réfléchie, est proportionnelle à la vitesse instantanée du véhicule. Les radars sont assez peu utilisés.

## **3 LE CAPTEUR PIEZO-CERAMIQUE**

Les applications principales de ce type de capteur sont surtout le pesage des essieux et la classification du trafic. Mais deux capteurs implantés à une distance connue (1 ou 2 m) permettent un calcul de la vitesse avec une très bonne précision. Son coût d'installation est toutefois très supérieur à celui d'une boucle électromagnétique et de ce fait, il n'est pas compétitif de l'utiliser uniquement pour mesurer des vitesses.

## **4 L'EXPLOITATION DE L'IMAGE VIDEO**

Couramment utilisée pour la surveillance du trafic dans des postes de contrôle, l'image vidéo offre des informations d'une grande richesse. Grâce aux techniques d'analyse d'image en temps réel, l'utilisation du capteur vidéo se développe pour la détection automatique de bouchon et la détection automatique d'incidents. En plus de ces utilisations, la vidéo permet aussi d'élaborer des mesures classiques de trafic : débits, vitesses, taux d'occupation, longueur de file d'attente... Toutefois, l'extraction des paramètres n'est possible qu'avec des caméras à focale fixe, orientées dans une seule direction.

## **5 LES CAPTEURS MAGNETIQUES**

C'est le dernier né des capteurs - détecteurs de trafic dont la diffusion a commencé en France en 1994. Avec l'utilisation d'un couple de deux capteurs espacés d'une certaine distance, cela permet d'accéder au paramètre vitesse et d'en déduire la longueur des véhicules. Ils peuvent être placés sur la chaussée au milieu de la voie. D'abord conditionnés pour réaliser des comptages temporaires, ces capteurs commencent maintenant à être testés dans des installations de recueils de données permanentes. Dans cette utilisation les capteurs miniaturisés sont conditionnés dans un cylindre de Ø 22 mm ou dans un parallélépipède de 15 mm de côtés. Ils sont implantés dans une saignée au milieu de la voie ou dans un pot enterrable. Les travaux de génie civil sont moins importants que pour une boucle électromagnétique.

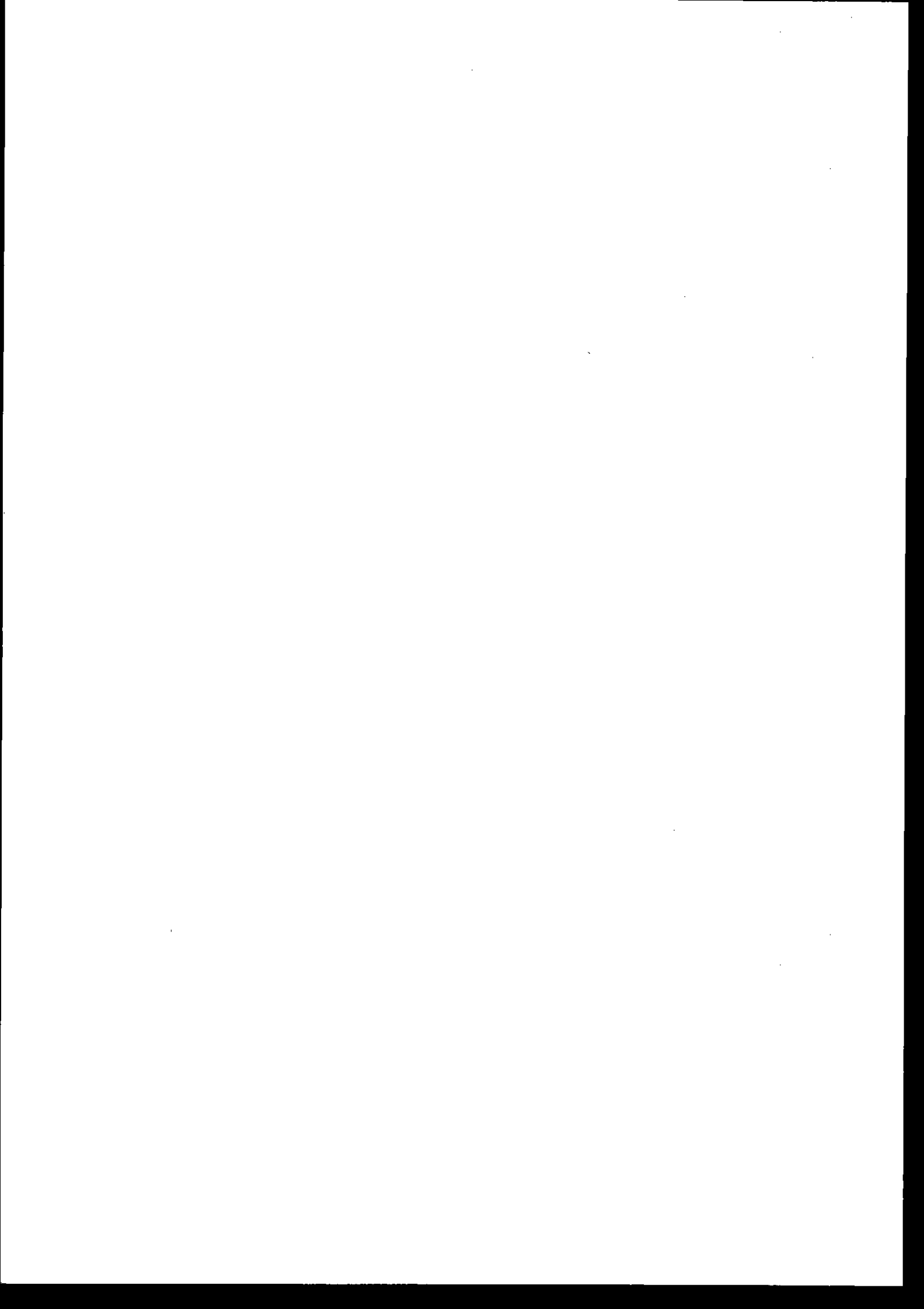
## **6 LE LASER**

La diode laser commence à équiper certains appareils de mesure de vitesse surtout répressifs. Le laser a la particularité de pouvoir travailler à grande distance (jusqu'à 200 m) avec un angle très fermé (diamètre du faisceau à 100 m : 35 cm). Une impulsion

lumineuse très courte est envoyée sur la cible et l'appareil mesure le temps qui s'écoule entre l'envoi de l'impulsion et le retour de l'écho lumineux. Ces dispositifs laser ne sont pas encore utilisés pour des mesures permanentes.

## **7 LA FIBRE OPTIQUE**

Des recherches récentes ont montré que la fibre optique peut dans certaines conditions être utilisée comme capteur de trafic et plus particulièrement pour le pesage en marche. Suite au passage des essieux, la fibre optique réagit au niveau de la propagation du flux lumineux émis par une diode. A ce jour, ce capteur encore expérimental n'est pas commercialisé.



# Annexe C LA STRATIFICATION DES MESURES

## 1 DEFINITION DU PROBLEME

Soit  $X$  une variable aléatoire pour laquelle on dispose de  $n$  tirages  $x_i$  ( $n$  grand). On peut évaluer l'espérance mathématique de cette variable par :

$$E[X] = \sum_{i=1}^n x_i \cdot P[X = x_i] \quad (C.1)$$

où  $P[X = x_i]$  est la probabilité que l'événement  $X = x_i$  soit vrai.  $P[X = x_i] = \frac{1}{n}$  d'où :

$$E[X] = \frac{1}{n} \cdot \sum_{i=1}^n x_i = \text{moyenne} \quad (C.2)$$

Par ailleurs, on définit l'écart type  $\sigma_x$  à partir de la variance de  $X$

$$\begin{aligned} \sigma_x^2 &= E[(X - E[X])^2] \\ &= E[X^2] - E^2[X] \\ &= E[X^2] - m^2 \end{aligned} \quad (C.3)$$

On peut calculer la moyenne de  $X$  en faisant  $n$  tirages, cependant la moyenne ainsi calculée dépend des valeurs des tirages et varie donc en fonction de ces mêmes tirages. En effet, la formule de la moyenne donne l'espérance mathématique pour  $n$  infini, ce qui n'est jamais le cas en pratique.

Pour pouvoir comparer la moyenne de deux variables aléatoires différentes il faut que l'écart entre ces moyennes soit supérieur à l'imprécision sur le calcul de ces moyennes. Il nous faut donc connaître la précision sur le calcul de la moyenne  $m$ . Pour cela nous utilisons une variable centrée  $Y = X - m$ . On a :

$$\begin{cases} E[Y] = 0 \\ \sigma_Y^2 = \sigma_X^2 \end{cases} \quad (C.4)$$

En associant à chaque tirage de rang  $i$  une variable aléatoire  $Y_i$  possédant les mêmes caractéristiques que  $Y$ .

On pose :

$$\bar{Y}_n = \frac{1}{n} \cdot \sum_{i=1}^n Y_i \quad (C.5)$$

$$\text{avec } E[Y_i \cdot Y_j] = 0 \quad (C.6)$$

D'où :

$$E[\bar{Y}_n] = \frac{1}{n} \cdot \sum_{i=1}^n E[Y_i] = 0 \quad (C.7)$$

et :

$$\begin{aligned}
 \sigma_{\bar{Y}_n}^2 &= E\left[\left(\bar{Y}_n - E[\bar{Y}_n]\right)^2\right] = E\left[\bar{Y}_n^2\right] \\
 &= \frac{1}{n^2} \cdot E\left[(Y_1 + Y_2 + \dots + Y_n)^2\right] \\
 &= \frac{1}{n^2} \cdot E\left[\sum_{i=1}^n Y_i^2 + \sum_{i=1}^n \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^n Y_i \cdot Y_j\right] \\
 &= \frac{1}{n^2} \cdot \left( \sum_{i=1}^n E[Y_i^2] + \sum_{i=1}^n \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^n E[Y_i \cdot Y_j] \right) \\
 &= \frac{1}{n^2} \cdot n \cdot E[Y^2] \\
 &= \frac{1}{n} \cdot \sigma_Y^2
 \end{aligned}
 \tag{C.8}$$

On a donc finalement :

$$\boxed{\sigma_{\bar{Y}_n}^2 = \frac{1}{n} \cdot \sigma_X^2}
 \tag{C.9}$$

On constate que quand n est infini la moyenne est calculée sans erreur, et que sinon la variance de cette moyenne calculée sur n mesures est n fois plus petite que la variance des mesures (en considérant qu'on connaisse cette variance, car on a le même problème de précision à ce niveau...).

## 2 LA STRATIFICATION

La décomposition en strates des mesures effectuées, permet d'améliorer la précision sur la moyenne. En effet, regrouper des mesures entre elles, permet d'introduire de l'information (les mesures relevées pendant la pointe du matin peuvent être séparées de celles relevées pendant le reste de la journée : stratification temporelle ; les mesures de temps de parcours peuvent être regroupées en fonction de la route empruntée : stratification spatiale).

Soit un ensemble de n mesures pouvant être séparées en m strates. Chaque strate j contient  $n_j$  mesures. On peut calculer pour chaque strate, la moyenne  $\bar{Y}_j$  des mesures, ainsi que la variance  $\sigma_{\bar{Y}_j}^2$  de cette moyenne soit :

$$\begin{cases}
 \text{Strate}_1 & n_1 & \bar{Y}_1 & \sigma_{\bar{Y}_1} \\
 \text{Strate}_2 & n_2 & \bar{Y}_2 & \sigma_{\bar{Y}_2} \\
 \dots & \dots & \dots & \dots \\
 \text{Strate}_m & n_m & \bar{Y}_m & \sigma_{\bar{Y}_m}
 \end{cases}$$

On pose S variable aléatoire représentant la moyenne globale on a :



$$S = \frac{n_1 \cdot \bar{Y}_1 + n_2 \cdot \bar{Y}_2 + \dots + n_m \cdot \bar{Y}_m}{n} \text{ avec } n = \sum_{j=1}^m n_j \quad (\text{C.10})$$

On fait un changement de variable pour se ramener à des variables à moyenne nulle.

$$\bar{Y}_j' = \bar{Y}_j - m_j \quad (\text{C.11})$$

$$S' = \frac{n_1 \cdot \bar{Y}_1' + n_2 \cdot \bar{Y}_2' + \dots + n_m \cdot \bar{Y}_m'}{n} \quad (\text{C.12})$$

$$\text{avec } \sigma_{\bar{Y}_j} = \sigma_{\bar{Y}_j'} \text{ et } \sigma_S = \sigma_{S'}$$

On a :

$$\sigma_S^2 = \sigma_{S'}^2 = E[S'^2] - E^2[S'] = E[S'^2] \quad (\text{C.13})$$

En posant  $p_j = \frac{n_j}{n}$ , on peut écrire :

$$\begin{aligned} \sigma_S^2 &= E\left[\left(p_1 \cdot \bar{Y}_1' + \dots + p_m \cdot \bar{Y}_m'\right)^2\right] \\ \sigma_S^2 &= E\left[\sum_{j=1}^m p_j^2 \cdot \bar{Y}_j'^2 + \sum_{i=1}^m \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^m p_i \cdot p_j \cdot \bar{Y}_i' \cdot \bar{Y}_j'\right] \\ \sigma_S^2 &= \sum_{j=1}^m p_j^2 \cdot E[\bar{Y}_j'^2] = \sum_{j=1}^m p_j^2 \cdot \sigma_{\bar{Y}_j}^2 \end{aligned} \quad (\text{C.14})$$

Dans le paragraphe précédent, on a vu que  $\sigma_{\bar{Y}_j}^2 = \frac{1}{n_j} \cdot \sigma_{Y_j}^2$ ,  $\sigma_{Y_j}^2$  représentant la variance des mesures de la strate j. On a donc :

$$\sigma_S^2 = \sum_{j=1}^m p_j^2 \cdot \sigma_{\bar{Y}_j}^2 = \frac{1}{n^2} \cdot \sum_{j=1}^m n_j \cdot \sigma_{Y_j}^2 \quad (\text{C.15})$$

Comme la variance  $\sigma_{Y_j}^2$  des mesures de chaque strate est inférieure ou égale à la variance  $\sigma_Y^2$  de l'ensemble des mesures (elle est d'autant plus faible que les mesures de la strate sont proches les unes des autres) on peut écrire :

$$\begin{aligned} \sigma_S^2 &\leq \frac{1}{n^2} \cdot \sum_{j=1}^m n_j \cdot \sigma_Y^2 \\ \sigma_S^2 &\leq \frac{1}{n^2} \cdot \sigma_Y^2 \cdot \sum_{j=1}^m n_j \\ \sigma_S^2 &\leq \frac{1}{n} \cdot \sigma_Y^2 \end{aligned} \quad (\text{C.16})$$

La variance  $\sigma_S^2$  de la moyenne calculée par stratification est donc plus faible que la variance de la moyenne calculée globalement sur l'ensemble des mesures.

### 3 LE PROGRAMME D'ANALYSE

Le programme d'analyse développé, met en œuvre différentes possibilités de stratification des mesures. Ce programme utilise le fichier 'vehicule\_output.rel' généré par SITRA pour récupérer les mesures et les routes empruntées pour chaque véhicule.

D'autre part, il se sert du fichier d'entrée 'schedule.rel', pour pouvoir effectuer la stratification temporelle.

Remarque: Comme le nombre de mesures par strate doit être suffisamment important (idéalement plus de 30), il s'avère souvent impossible de stratifier à la fois temporellement et spatialement.

Exemple de résultats:

\*\*\* RESULTATS CUMULES PAR STRATIFICATION TEMPORELLE \*\*\*

Nombre de véhicules : 33130			
Average speed	: 4.275	Variance 0.000187	Précision : 0.027 ( 0.64 %)
Travel time	: 182.20	Variance 0.607225	Précision : 1.56 ( 0.86 %)
Nb stops	: 3.353	Variance 0.000163	Précision : 0.026 ( 0.76 %)
Stop time	: 116.20	Variance 0.521668	Précision : 1.44 ( 1.24 %)
Distance	: 463.26	Variance 0.191078	Précision : 0.87 ( 0.19 %)

\*\*\* RESULTATS CUMULES PAR STRATIFICATION PAR ROUTES \*\*\*

Nombre de véhicules : 33130			
Average speed	: 4.275	Variance 0.000224	Précision : 0.029 ( 0.70 %)
Travel time	: 182.20	Variance 0.752411	Précision : 1.73 ( 0.95 %)
Nb stops	: 3.353	Variance 0.000186	Précision : 0.027 ( 0.81 %)
Stop time	: 116.20	Variance 0.625047	Précision : 1.58 ( 1.36 %)
Distance	: 463.26	Variance 0.000476	Précision : 0.04 ( 0.01 %)

\*\*\* RESULTATS CUMULES SANS STRATIFICATION \*\*\*

Nombre de véhicules : 33130			
Average speed	: 4.275	Variance 0.000257	Précision : 0.032 ( 0.75 %)
Travel time	: 182.20	Variance 0.853573	Précision : 1.85 ( 1.01 %)
Nb stops	: 3.353	Variance 0.000214	Précision : 0.029 ( 0.87 %)
Stop time	: 116.20	Variance 0.709357	Précision : 1.68 ( 1.45 %)
Distance	: 463.26	Variance 0.191333	Précision : 0.87 ( 0.19 %)

La précision est définie par l'intervalle de confiance à 95 % (95% des valeurs sont comprises entre  $m - \text{précision}$  et  $m + \text{précision}$ ) :  $\text{précision} = 2 * \text{écart type}$ .

## COMMANDE OPTIMALE DECENTRALISEE DU TRAFIC URBAIN

Ce mémoire traite de la commande du trafic routier par les feux. À partir de données sur les flux, les méthodes hors ligne construisent des plans de feux caractérisés par un cycle, des durées de vert et des décalages entre carrefours. Les méthodes en ligne peuvent adapter ces paramètres en fonction de mesures. Cette thèse applique des techniques d'estimation d'état, de prédiction et d'optimisation, à la commande décentralisée du trafic urbain.

Le modèle proposé vise à estimer l'état et à prédire le temps perdu sur un horizon. On montre que, si on surestime les queues, la stabilité de l'estimation est assurée par l'optimisation de la commande. Les arrivées sont calculées, à partir de données communiquées par des carrefours amonts et de mesures pouvant être filtrées en tenant compte des incertitudes de vitesse et de destination. Les départs tiennent compte des conséquences, sur l'écoulement de chaque voie, des conditions de trafic en aval.

L'optimisation d'un critère qui considère les temps perdus des chaînons pondérés en fonction de leur saturation ou de la présence de véhicule prioritaire, est réalisée en deux temps : En regroupant les feux en phases et en n'utilisant que les phases permettant l'obtention du cycle minimal, l'espace de recherche est réduit avec une faible perte d'optimalité ; Profitant de la commande obtenue à la période d'échantillonnage précédente et d'une propagation des contraintes, un algorithme par séparation - évaluation rend possible l'optimisation en temps réel.

Des essais en simulation dans différentes configurations, montrent que le modèle est robuste vis à vis des incertitudes. Ainsi, l'effet d'une erreur de l'ordre de 20% sur les pourcentages directionnels ou de 10km/h sur la vitesse libre est corrigé par filtrage. La modélisation des élargissements permet de réduire de 2 à 22% les temps de parcours. Pour des réseaux la stabilité de l'estimation est assurée même en conditions saturées et les véhicules prioritaires peuvent être favorisés.

**Mots clefs** : Commande décentralisée, Modélisation, Optimisation, Estimation, Trafic, Commande de carrefour, Méthode par séparation-évaluation, Saturation, Simulation, Réduction de l'espace de recherche.

## DECENTRALISED OPTIMAL TRAFFIC SIGNAL CONTROL

This thesis deals with adaptive traffic signal control. Off-line methods compute cycle length, green durations and offsets from flow measurements. On-line methods can adapt these parameters according to real time measurements. This thesis applies state estimation and prediction and optimisation techniques to decentralised traffic signal control.

The model developed estimates the state and predicts the delay. It is shown that, if queue lengths are over-estimated, the stability of the estimation can be ensured by the optimisation of the control. The arrivals are obtained from data communicated by controllers of upstream crossroads and from measurements. In order to reduce uncertainties on speed and destination, a filtering method is proposed. The departures take into account downstream traffic conditions.

The optimisation of a criterion which considers delays of the links weighted according to their saturation or the presence of bus, is carried out in two times: The complexity is reduced, with a weak loss of optimality, gathering signals in stages and using only the stages allowing the minimal cycle; A branch and bound enables optimisation in real time using the control obtained at the preceding sampling period and a propagation of the constraints.

Simulation tests in various configurations, show that the model is robust with respect to uncertainties. Thus, the effect of a 20% error on the directional percentages or 10km/h on free speed is corrected by filtering. The modelling of diverging lanes reduce travel time from 2 to 22%. On networks the stability is assured even in saturated conditions and the emergency vehicles can be favoured.

**Keywords** : Decentralised Command, Traffic model, Optimisation, Estimation, Traffic signal command, Branch and Bound, Congestion, Simulation, Space state reduction.

